

(19)日本国特許庁 (JP)

(12) 公表特許公報 (A)

(11)特許出願公表番号

特表2001-519123

(P2001-519123A)

(43)公表日 平成13年10月16日 (2001.10.16)

(51)Int.Cl.

H 04 Q 7/36

H 04 J 13/00

識別記号

F I

H 04 B 7/26

H 04 J 13/00

マークト (参考)

105D

A

7/26
13/00

105D
A

審査請求 未請求 予備審査請求 有 (全 76 頁)

(21)出願番号 特願平10-543179
(22)出願日 平成10年4月7日 (1998.4.7)
(85)翻訳文提出日 平成11年10月8日 (1999.10.8)
(86)国際出願番号 PCT/US98/07302
(87)国際公開番号 WO98/45966
(87)国際公開日 平成10年10月15日 (1998.10.15)
(31)優先権主張番号 08/835,632
(32)優先日 平成9年4月8日 (1997.4.8)
(33)優先権主張国 米国 (U.S.)

(71)出願人 クワアルコム・インコーポレイテッド
アメリカ合衆国、カリフォルニア州
92121、サン・ディエゴ、ラスク・ブル
バード 6455
(72)発明者 ティードマン、エドワード・ジー・ジュニ
ア
アメリカ合衆国、カリフォルニア州
92122、サン・ディエゴ、プロムフィール
ド・アベニュー 4350
(74)代理人 弁理士 錦江 武彦 (外4名)

最終頁に続く

(54)【発明の名称】 通信ネットワークのデータ転送のスケジューリング方法及び装置

(57)【要約】

通信ネットワーク内のデータ通信のスケジューリング方法及び装置であって、少なくとも一つのセル (2aから2g) と、少なくとも一つのスケジュールドユーザ (6aから6c) とを有しており、リバースリンクの利用を改善し、データ通信の転送遅延を減少させる。装置は、コントローラ前記通信ネットワークのためのステータス情報を集め、前記少なくとも一つのセル (2aから2g) から、前記少なくとも一つのスケジュールドユーザ (6aから6c) へのデータ通信をスケジューリングする。メモリ (94) は、前記ステータス情報を格納する前記コントローラタイミング信号を供給するべく前記コントローラ (92) に接続されたタイマ (96) とに接続されている。タイミング信号は前記コントローラにデータ通信のスケジューリングを行わせるものである。各移動局は、セルとの通信期間中に最大非スケジュールド転送レートを割り当てる。最大スケジュールド転送レートは、高レートにてデータ転送がスケジュールされるため、チャネルスケジューラ (12) により割り当てられる。最大スケジュールド転送レートは、システム目的の

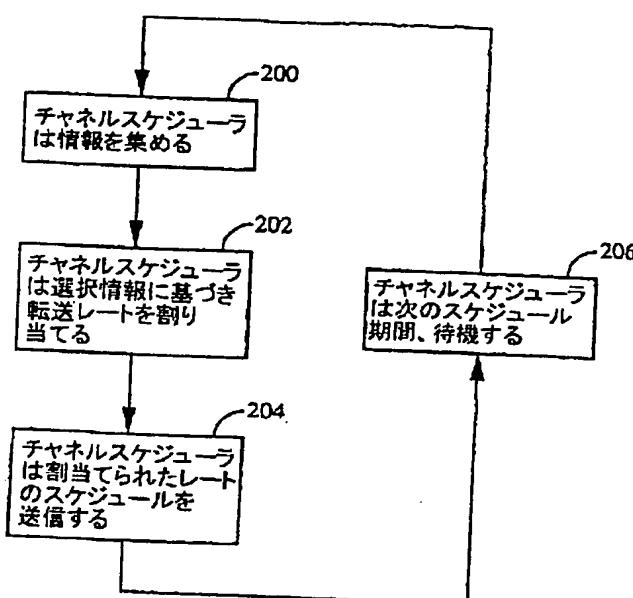


FIG. 7

【特許請求の範囲】

1. 通信ネットワーク内のリバース・リンク上のデータ転送を行う方法は少なくとも一つのセルと少なくとも一つのスケジュールドユーザを有しており、この方法は、

少なくとも前記一つのセルに応じるリバースリンクキャパシティを決定する工程と、

少なくとも前記一つのスケジュールドユーザへ割り当てる転送レートを割り当てる工程と、

少なくとも前記一つのスケジュールドユーザへ前記転送された割当転送レートを送信する工程とを有しており、

前記割り当てる転送レートは、少なくとも一つのセルに対する前記リバース・リンク・キャパシティに基づくものである。

2. 請求項1に従属する方法であって、前記決定工程、前記割当工程、前記送信工程は、Kフレームごとに繰り返されるものであり、前記Kは1以上の整数であることを特徴とする。

3. 請求項1に従属する方法であって、前記割当工程は更に、

少なくとも一つのスケジュールドユーザのそれぞれのためのアクティブ・メンバー・セットを決定し、前記アクティブメンバーセットは、少なくとも一つの前記スケジュールドユーザを含んでいる、決定工程とを更に有しており、

前記割当転送レートは、前記アクティブメンバーセットの少なくとも一つのセルのリバースリンクに基づくものである。

4. 請求項3に従属する方法であって、前記割当工程は、

前記少なくとも一つのスケジュールドユーザからの列サイズを受け、前記列サイズは少なくとも一つのスケジュールドユーザにより転送されるデータの量を決定する、列サイズ受信工程を更に有しており、前記割当転送レートは更に、少なくとも一つのスケジュールドユーザからの列サイズに基づくものである。

5. 請求項4に従属する方法であって、前記割当工程は、

少なくとも一つのスケジュールドユーザを含む優先度リストを作成し、少な

くとも一つの前記スケジュールドユーザは優先度を割り当てられる、作成工程を更に有するものであり、

前記割当られた転送レートは更に少なくとも一つのスケジュールドユーザの優先度に基づくものである。

6. 請求項5に従属する方法であって、前記割当工程は、

前記スケジュールドユーザの優先度リストから選択されたユーザを選択し、この選択されたユーザは優先度リスト内の最高の優先度をもったスケジュールドユーザである、選択工程と、

前記選択されたユーザのアクティブメンバーセット内の少なくとも一つのセルによる前記選択されたユーザに応じる最大のサポート可能な転送レートを計算する工程と、

前記最大のサポート可能な転送レートから最小転送レートを選択し、前記最小転送レートは最大転送レートとして定義される、選択工程とを更に有しており、

前記割り当てられた転送レートは、最大転送レートかそれ以下である。

7. 請求項6に従属する方法であって、前記割当工程は、

前記選択されたユーザの列サイズに基づく良好な転送レートを奨励する工程を更に有するものであり、

前記割当転送レートは前記良好な転送レートかそれ以下である。

8. 請求項7に従属する方法であって、前記割当工程は、

前記選択ユーザに割り当てられたキャパシティに影響するべき選択されたユーザのアクティブメンバーセット内の少なくとも一つのセルへのリバースリンクキャパシティを更新する工程と、

前記優先リストから選択されたユーザを除去する工程とを更に有する。

9. 請求項2に従属する方法は、

少なくとも一つのセルに応じるリバースリンクキャパシティに基づく一時転送レートへ、少なくとも一つのスケジュールドユーザのゼロ又はそれ以上

の割当転送レートを再割り当てる工程を更に有する。

10. 請求項9に従属する方法であって、前記再割当工程は、通信ネットワーク内の少なくとも一つのセルからの影響を受けたセルの一時セルリストを作成し、前記影響を受けたセルは少なくとも一つのスケジュールドユーザへデータ転送するには不十分な転送出力を有している、一時セルリスト作成工程を更に有する。

11. 請求項10に従属する方法であって、前記再割当工程は、通信ネットワーク内の少なくとも一つのスケジュールドユーザを有する、影響を受けたスケジュールドユーザの、一時的な優先度リストを作成する工程を更に有する。

12. 請求項11に従属する方法であって、前記再割当工程は、影響を受けたスケジュールドユーザの一時優先度リストから影響を受けたスケジュールドユーザを選択し、前記選択した影響を受けたスケジュールドユーザは、前記一時優先度リスト内の少なくとも一つのスケジュールドユーザの中の最も高い優先度をもっている、選択工程と、

前記選択された影響を受けたスケジュールドユーザのアクティブメンバーセット内の少なくとも一つのセルにより、前記選択された影響を受けたスケジュールドユーザのための最大一時サポート可能通信レートを計算する工程と、

最大一時転送レートから、最大一時転送レートとして定義された最小転送レートを選択する工程とを更に有するものであり、

前記一時転送レートは前記最大一時転送レートと前記割り当てられた転送レートと同じかそれ以下である。

13. 請求項12に従属する方法であって、前記再割当工程は、前記選択され影響を受けたスケジュールドユーザに配置されたキャパシティに反映するべく、選択され影響を受けたスケジュールドユーザのアクティブメンバーセット内の、前記少なくとも一又はそれ以上のセルためのフォワードリンクキャパシティを更新する工程と、

前記優先度リストから選択され影響を受けたスケジュールドユーザを取り除く工程とを更に有する。

14. 通信ネットワーク内のリバースリンク上のデータ転送をスケジュールする装置であって、少なくとも一つのセルと一つのスケジュールドユーザを有しており、

前記通信ネットワークのためのステータス情報を集め、少なくとも一つのセルから少なくとも一つのスケジュールドユーザへのデータ転送をスケジュールするコントローラ手段と、

前記コントローラ手段に接続され、前記ステータス情報を格納するメモリ手段と、

前記コントローラ手段に接続され、データ転送のスケジューリングを前記コントローラ手段に行わせるためのタイミング信号を前記コントローラ手段に供給するタイミング手段とを有している。

15. システムであって、このシステム内で、一又はそれ以上の基地局と複数の独立した移動局との間の選択されたデータ転送のスケジュールにより通信が制御され、ここで、各移動局は個々の通信要求をもっており、この転送は、移動局の個々の要求と一又はそれ以上の基地局で可能な通信資源に基づいてスケジュールされるものである。

【発明の詳細な説明】

通信ネットワークのデータ転送のスケジューリング方法及び装置

従来技術

I. 本発明の技術分野

本発明は、通信ネットワークでのデータ転送スケジューリングのための方法及び装置に関するものである。特に、本発明は、通信ネットワーク上のリバースリンクのデータ転送のスケジューリング方法及び装置に関するものである。

II. 従来技術の記述

今日の通信システムは、多くのアプリケーションの要求に応じるべきである。この通信システムは、符合分割多元接続（CDMA）であり、IS-95標準と呼ばれる“デュアルモード広帯域スペクトラム携帯電話システムのためのTIA/EIA/IS-95Aの移動局・基地局共通標準”に一致している。CDMAシステムは、地上のリンクを用いたユーザ間の音声とデータ通信とを可能にしている。マルチプルアクセス通信システムのCDMA技術の使用は、引例として本発明に合成された“衛星又は地上のリピータを用いた拡張スペクトラムマルチプルアクセス通信システム”というタイトルのUSパテントNo. 4,901,307と、“CDMA携帯電話システムの波形供給装置及び方法”というタイトルのUSパテントNo. 5,103,459に開示されている。

IS95-A標準は、音声通信を十分利用するべく作られたものであり、多くの重要なシステム設計パラメータは、この目標を達成するべく選ばれたものである。例えば、通話者間のタイムディレイは寛大には扱われず、処理ディレイは最小化される。各ユーザは、セルの存続期間、会話データを送信できるように転送レートを割り当てられる。セルの存続期間において、割り当て転送レートは他のユーザにも再び割り当てられることができる。

CDMAシステムにおいて、ユーザは移動局を介して他のユーザと通信可能であり、移動局は交互に、一又は多くの基地局を介して互いに通信し合う。この実施形態において、基地局は、移動局と通信するハードウェアを参照するものである。セルは、ターム（term）が使用される状況に応じて、ハードウェア又は地理的な到達範囲領域を参照するものである。

CDMAシステムにおいては、ユーザ間の通信は、基地局により供給される一又は複数のセルを介して運営される。一つの移動局の第1ユーザは第2移動局又は通常電話の第2ユーザと、セルへのリバースリンク上の音声データを転送することにより、通信を行う。セルは音声データを受信し、他のセルや公衆配電盤電話ネットワーク（PSTN）へデータを発送させることができる。もし第2のユーザが移動局上に存在したら、データは同等のセル又は第2セルのフォワードリンク上に転送され、第2移動局へ転送される。さもなくば、PSTNを介して標準電話システムの第2ユーザへデータが転送される。IS-95Aシステムにおいて、フォワードリンクとリバースリンクは、異なる周波数に配置され互いに独立している。

移動局は、通信期間中は少なくとも一つのセルと通信する。CDMA移動局は、ソフトハンドオフ（局渡し）の合い大複数のセルへ同時に通信が可能である。ソフトハンドオフとは、先のセルとのリンクが壊れる前に、新しいセルとリンクを確立する工程である。ソフトハンドオフは、通話が停止する可能性を最小限にする。ソフトハンドオフ工程中に、一つ以上のセルを介して移動局と通信を行う方法と装置は、引例として本発明に合体された“CDMA移動電話システムの移動割り当てソフトハンドオフ”というタイトルのUSパテントNo. 5, 267, 261に開示されている。ソフトハンドオフは、CDMAシステムの多くの面に強い衝撃を与えているものであり、それは、資源の新しい配置が与えられたとき、ソフトハンドオフに含まれるマルチプルセルのそれぞれのキャパシティと状況とに応じて報酬（considerations）が与えられなければならないからである。

IS-95A標準に沿って、それぞれの移動局は、セルとの通信中、リバースリンク上の28.8Kbpsの転送レートが割り当てられる。1/3レート回旋エンコーダを使用し、各移動局のデータレートは、9.6Kbpsへ近づく。IS-95A標準により特定されてはいないが、より高いデータレートが他のコードレートの使用により確保することができる。例えば、14.4Kbpsのデータレートは、1/2の回旋エンコーダを使用することにより成し遂げられる。

CDMAシステムは、拡張スペクトラム通信システムである。拡張スペクトラム通信の利益は、従来技術としてよく知られており、上述した引例の引例として

よく知られている。CDMAシステムは、事前に存在する携帯電話の非接触の周波数配置の中で機能しなければならない。設計によって、IS-95A標準に応じるCDMAシステムは、1.2288MHz帯域幅にて割り当てられ、携帯帯域を十分に利用する。リバースリンクは、セルへの移動局からの転送に当てはまるものである。リバースリンクにおいて、28.8Kbps転送レートは、1.2288MHzシステム帯域全体に渡って拡張されている。

リバースリンクにて、それぞれの移動局の転送は、ネットワーク内の他の移動局の転送への干渉として働く。従って、リバースリンクキャパシティは、移動局が他の移動局から経験するトータルの干渉により制限される。IS-95A CDMAシステムは、転送ビットを少なくすることで、リバースリンクキャパシティを増加させ、これにより、会話を行わない場合に少ない消費電力で干渉を減少することができる。

干渉を減少させリバースリンクキャパシティを最大に発揮するために、それぞれの移動局の転送出力は、二つの電力制御ループにより制御される。第1電力制御ループは、移動局の転送出力を調整することにより、セルで受信される信号のエネルギー毎bitとノイズ・干渉との比率、 $E_b/(N_0 + I_0)$ を一定レベルに保つ。第2出力制御ループは、セットポイントを調整するものであり、これにより、パフォーマンスの望まれたレベル、これはフレームエラーレート(FER)として測定されるが、これを保持するものである。リバースリンクのための出力制御メカニズムは、引例として本発明に加えられた“CDMA携帯電話システムの送信出力の制御方法及び装置”というタイトルのUSパテントの5,056,109に詳細に説明されている。

各移動局上のユーザは、ユーザの会話中の会話の活発さのレベルに応じて異なるビットレートにて送信する。可変レートスピーチボコーダは、ユーザが活発に会話しているとき全レートで会話データを供給し、例えばポーズなどの沈黙の期間は、低レートで供給する。可変レートボコーダは、引例として本発明に合体された“可変レートボコーダ”というタイトルのUSパテントNo. 5,414,796に詳細に記載されている。

CDMAシステムにおいて、移動局とセルとの間の音声通信のリバースリンク

キャパシティ、これはセルによりサポートされるユーザの数により測定されるが、それぞれの移動局上の転送レートにより決定されることができる。これはなぜなら、リバースリンクキャパシティにより決定される他のパラメータは、システム設計により決定されるか与えられるからである。例えば、各移動局のための最大転送出力は、FCC規制やシステム設計の強制により限定されるものである。パフォーマンスの希望レベルを維持することが要求される上記の $E_s/N_0 + I_s$ は、制御できないチャネル状態に負うものである。結局、1. 2288 MHz の CDMA システムの帯域は、設計により選択される。

任意の会話の活性度の程度は非決定的である。従って、ユーザ間の会話の活性度は、概して、関連性がない。従って、全ての転送している移動局からのセルにおけるトータル出力は、時間を超えて変化し、ガウス分布に従って予測できる。会話中の期間は、移動局は高い出力で転送し、他の移動局に干渉を及ぼす。他の移動局の受信した $E_s/N_0 + I_s$ は、干渉が低くなったとき、出力制御がこれに応じてエネルギーを追従できないのであれば、セルにより受信されるボイスデータ内でのフレームエラーの可能性を増加させるものとなる。従って、通信システムへアクセスするための能力の多くは、過剰な干渉により失われるのが転送されたフレームの小さい部分だけとなるように、制限されるものである。

望まれるフレームエラーレート (FER) を維持するためにリバースリンクキャパシティを制限すると、概して、セルは全キャパシティよりも少ない値にて動作することとなり、これにより、リバースリンクキャパシティ以下のものとなってしまう。悪いケースでは、3 dB に至るまでのヘッドルーム (余裕) を維持しようとすると、リバースリンクキャパシティは半分にまで減衰してしまう。ヘッドルームは、セルが受信する最大出力とセルが実際に受信する平均出力との間の相違である。ヘッドルームは、移動局でのユーザの会話能力が高くなるときにのみ、利用される。

CDMA システム内のデータ通信は、音声通信とは異なる特徴を有している。例えばデータ通信は、一般的には、データ転送の高い破壊率に基づく長い不活性期間、又は低い活性度により特徴づけられる。データ通信のための重要なシステム要求は、破壊データの転送が要求される転送遅延である。転送遅延は、データ

通信において音声通信に対する程の衝撃力 (impact) はもってはいないが、データ通信システムの品質を測定する重要な目安となっている。

固定サイズのコードチャネルフレームでのデータ通信の転送方法、つまりデータソースが可変レートにてデータを与える方法は、引例として本発明に加えられた“転送のためのデータフォーマット方法及び装置”というタイトルのU.S. パテントNo. 5, 504, 773に示されている。データは、データフレームに区切られ、各データフレームは更に区切られたデータポーションによって区切られる。データポーションは、次に 20 msec 幅となるコードチャネルフレームにコード化される。28.8 Kbps シンボルレートにおいて、各 20 msec 幅のコードチャネルフレームは、576 個のシンボルを含む。1/2 レート又は 1/3 レートの回旋エンコーダがデータをエンコードするべくアプリケーションに応じて使用される。1/3 レートエンコーダを使って、データレートは約 9.6 Kbps となる。9.6 Kbps データレートにおいて、172 データビットが存在し、12 周期の余剰チェック (CRC) ビットとコードチャネルフレーム毎の 8 コード末尾ビットが存在する。

リバースリンク上の高速データ転送は、マルチプルコードチャネルを介するデータ取引と同時に成し遂げられる。データ転送のためのマルチプルコードチャネルの使用は、引例として本発明に合体された“拡張スペクトラム通信システム内のレースケジュールデータの方法及び装置”というタイトルのU.S. パテントNo. 08/654, 443により記載されている。

時間に渡ってリバースリンクの連続的な変化への要求は、音声の活用レベルの変動に基づくものである。リバースリンクの不十分な使用は、低音声活用期間におけるデータ転送により改善できる。音声通信の品質の段階的変化を回避するべく、データ転送は変動的に、利用可能なセルのリバースリンクのキャパシティに合わせるべく調整されるべきである。

データ転送の大きな散発性の壊滅を扱うべく、システムは、能力の利用可能性に基づいて、高データレートで転送される能力と、要求に応じていつでもリバースリンクを配分する能力とをもつように設計される。CDMA システムにおいて、設計は他に存在するシステムの条件を扱うものでなければならない。第 1、音

声

通信は、大きな遅延を大目に見ることはできないので、優先順位は、通信データの転送に優先して音声データの転送に与えられなければならない。第2に、ある瞬間の音声の活性度は予測できないものなので、リバースリンクは、連続してモニターされるべきであり、データ転送はリバースリンクキャパシティを流動的に調整するべきである。第3に移動局は、マルチプルセルの間でソフトハンドオフがなされるため、データ転送レートはソフトハンドオフに参加する各基地局のリバースリンクキャパシティに基づいて割り当てられるべきである。これらやその他の事情は、本発明により処理される。

本発明の概要

本発明は、CDMAシステムにおいて、リバースリンクの利用を改善し、高速転送レートにてデータ転送の手段を供給することによりデータ通信における転送遅延を減少させるものである。セルにより通信を行う間、各移動局は、リバースリンクに渡ってスケジュールされていない転送レートの最大値に至る程のレートにて、スケジュール化されていない通信を転送する。IS-95Aに従って、最大のスケジュール化されていない転送レートは、28.8Kbpsである。スケジュール化されていない転送は、データの少量を制御メッセージをスケジューリングによる追加ディレイなしに搬送することができる。更に各移動局は、最大スケジュール転送レートに割り当てられ、このレートは最大未スケジュール転送レートよりも高くするものである。本発明において、チャネルスケジューラは、高速データ転送のための最大スケジュール転送レートを決定する。最大スケジュール転送レートは、リバースリンクキャパシティの有効性に応じて、それぞれのスケジュール期間において割り当てられる。

本発明は、CDMAシステムにおいて、リバースリンクキャパシティの利用性を改善することを目的とする。移動局がセルへ転送されるべきデータを大量に有しているとき、チャネルスケジューラは転送すべきデータがいくらかという情報と、各セルの利用可能なネットワーク中のリバースリンクのキャパシティと、以

下に論じる他のパラメータとを収集する。集められた情報に基づき、システムの目標とシステムの強制のリストに従って、チャネルスケジューラは、最大スケジュールド (scheduled) 転送レートを指定する。最大スケジュールド転送レートは、移動局へ転送される。移動局は、データをデータフレームへ仕切り、リバースリンクを介してデータフレームを最大スケジュールド転送レートまたはそれ以下でデータを転送している。

本発明は、リバースリンクを介してデータ搬送のデータ送信ディレイを最小限にすることを目的とする。最大スケジュールド転送レートは、転送すべきデータの量に基づきチャネルスケジューラにより割り当てられる。僅かなデータは、リバースリンクを介して最大未スケジュール転送レート又はそれ以下において転送される。データの大部分において、チャネルスケジューラは、最大スケジュールド転送レートを割り当てる。

本発明は、優先順位のセットに基づきユーザへ利用可能リバースリンクキャパシティを割り当てるにより、リバースリンクの利用を効率化することを目的とする。システム内のユーザは、ファクタのセットに基づいて優先順位を割り当てる。このようなファクタは、パフォーマンスの必須レベルのためのユーザにより必要とされるエネルギーパビットと、ユーザをサポートするセルのリストと、転送すべきデータの総量と、転送すべきデータのタイプと、ユーザへ与えられるべきサービスのタイプと、ユーザにより既に経験された遅延の量と、その他の要素を含んでいる。利用可能なキャパシティは、最高の優先順位のユーザに第1に配置され、最後に最も低い優先順位のユーザへ配置される。

一面において本発明は、通信ネットワーク内のリバースリンク上のデータ通信のスケジューリング方法であって、少なくとも、一つのセルと一つのスケジュールドユーザとにおいて、少なくとも一つの各セルにのそれぞれを利用できるリバースリンクキャパシティを決定する工程；と、少なくとも一つのスケジュールドのユーザの配置済みの転送レートを配置する工程；と、前記配置済みの転送レートを前記少なくとも配置済みのユーザに配置する工程；とを有しており、前記配置済転送レートは、少なくとも一つのセルにおいて利用可能な前記リバースリンク

クキャパシティに基づくものである。

他的一面において本発明は、通信ネットワーク内のリバースリンク上のデータ通信のスケジューリング装置であって、少なくとも、一つのセルと一つのスケジュールドユーザとを有しており更に、通信ネットワークのステータス情報を収集し、少なくとも一つのスケジュールドユーザにおける一つのセルからのデータ転送のスケジューリングを行う制御手段；と、前記制御手段に接続され設けられ、前記ステータス情報をストアするメモリ手段；と、前記制御手段に接続され、タイミング信号を前記制御手段に供給し、前記タイミング信号は、前記制御手段をしてデータ転送のスケジューリングを行わせるべく制御手段に供給される。

本発明の更なる面として、このシステムにおいて、一又はそれ以上の基地局と複数の独立した移動局との間の通信が転送のために選択されたデータをスケジュールすることにより制御され、この移動局は個人通信要求を有しており、データ

通信は、個々の移動局の個人的な通信要求と一又はそれ以上の基地局の通信資源に基づいてスケジューリングされている。

図面の簡単な説明

本発明の特徴、目的、効果は、参照符号で関連づけられた図面と以下に示された詳細な説明から明らかになるものである。

FIG. 1は、複数のセルと複数の基地局と複数の移動局とを有する携帯電話ネットワークの図；

FIG. 2は、CDMA通信システム内の本発明の模範的な実施形態を示したブロック図；

FIG. 3は、チャネルコントローラのブロック図；

FIG. 4は、移動局内の模範的なエンコーダのブロック図；

FIG. 5は、移動局での模範的なモジュレータのブロック図；

FIG. 6は、移動局での他のエンコーダとモジュレータとのブロック図；

FIG. 7は、本発明を実現するリバースリンクレートのフローチャート；

FIG. 8は、本発明を実現するデータ転送レート配置のフローチャート；

FIG. 9は、本発明を実現するデータ転送レート配置のフローチャート；

FIG. 10は、配置された転送レートでの転送レート配置とデータ転送を示すタイミング図；

FIG. 11は、本発明を具体化するリバースリンクレートのスケジューリングの模範的な利用を示した図である。

発明の詳細な説明

図面において、FIG. 1は、マルチプルセル2a-2gからなる模範的な携帯電話通信ネットワークを代表している。各セル2は、対応する基地局4に仕えるものである。模範的な実施形態において、携帯電話ネットワークは、CDMA通信ネットワークであるが、本発明は全ての無線通信フォーマット対応が可能である。CDMAネットワーク内において、多様な移動局6は、至る所に散在する。移動

局6のそれぞれが、一又は複数の基地局4と、移動局がソフトハンドオフするかどうかに応じて通信を行う。例えば、移動局6a, 6bは基地局4cと専ら通信し、移動局6d, 6eは基地局4dと専ら通信するが、セル境界線の近くに配置されソフトハンドオフされる移動局6cは、同時に基地局4cと4dとに対して通信を行う。CDMAシステムでのソフトハンドオフの使用は、前述したU.S.パテントNo. 5, 267, 261に詳細に説明されている。

本発明を実現するCDMAネットワークの基本構造を示すブロック図は、FIG. 2に示される。基地局制御部10は、パケットネットワークインターフェース24、PSTN30、そして、CDMAネットワーク（一つの基地局4だけは簡易のためFIG. 2に示されている）に接続される。基地局制御部10は、CDMAネットワーク内の移動局6と/ネットワークインターフェースに接続される他のユーザとの間の通信を実現する。基地局制御部10は、多くのセレクタ素子14を含んでいるが、簡略のためFIG. 2には一つしか示されていない。一つのセレクタ素子14は、一又は複数の基地局4と移動局6との間の通信を制御するべく配置される。

リバースリンクにおいて、移動局6は、基地局4への要求メッセージを送信することにより、呼び出しを始めるものである。基地局4は、メッセージを受けメ

ツセージを送信し、制御プロセッサ 16 を呼び出す。呼出制御プロセッサは、選択素子 14 への命令を送り、基地局 4 に指示を出し前方リンク通信チャネルに割り当てる。基地局 4 は、一つのチャネル素子 40 を使用し、移動局 6 への呼出を制御する。通信チャネルを割り当てた後は、呼出制御プロセッサ 40 が通知される。呼出制御プロセッサ 40 は次に基地局 4 へ命令し、チャネル配置メッセージをフォワードリンク上の移動局 6 へ転送する。

移動局 6 は、リバースリンク上の高速データ転送を、チャネルスケジューラ 12 の許諾を求めることで開始する。移動局 6 のコントローラ 68 は、エンコーダ 72 へのリクエストコマンドを発送することにより、リクエストを処理する。コントローラ 68 は、マイクロコントローラ、マイクロプロセッサ、デジタル信号処理 (DSP) チップ、又は上述した機能を実行する ASIC プログラムの中で、実施されることができる。模範的な実施形態において、エンコーダ 72 は、US

パテント No. 5,504,773 に記載されているように、ブランクアンドバースタシグナリングデータフォーマット (Blank and Burst signaling data format) に一致したリクエストコマンドをエンコードする。エンコーダ 72 は、周期的な余剰チェック (CRC) ビットのセットを供給し添え、コード化されたデータシンボルを再度命令する。挟み込んだビットは、モジュレータ (MOD) 74 へ供給される。モジュレータ 74 は、ワラッシュ (Walsh) コードマッピングを用いて他の信号スペースへ、インタリーブドビットをマッピングする。特に、インタリーブされたビットは、6 ビットのグループへグループ化される。6 ビットは次に 64 チップワラッシュシーケンスに応じてマッピングされる。モジュレータ 74 は次に、ワラッシュコードチップを長擬似ノイズ (PN) コードと短 PN コードとを伴って拡大する。変調された信号は、フロントエンド 62 に供給される。フロントエンド 62 フィルタは、信号を増幅させ、そして空中へアンテナ 60 を介してリバースリンク 52 で転送する。

移動局 6 は、リバースリンクデータを長 PN シーケンスに従って変調する。模範的な実施形態において、各リバースリンクチャネルは、共通した長 PN シーケ

ンスジェネレータの時間的なオフセットに従って定義されている。二つのことなるオフセットにおいて、結果的なモジュレーションシーケンスは相互に関連がある。移動局のオフセット6は、特有の数字による移動局6の識別に応じて決定され、IS-95の移動局6の模範的な実施形態は、電子的なシリアルナンバー(ESN)である。このように、各移動局6は、特有の電子シリアル番号に従って決定された一つの関連のないリバースリンクチャネル上で送信が行われる。

基地局4において、リバースリンク信号は、アンテナ44により受信されRFユニット42へ供給される。RFユニット42は、リバースリンク信号をフィルタに通し、増幅し、ダウンコンバート(変換)し、量子化し、量子化ベースバンド信号をチャネル素子40へ供給する。チャネル素子40は、ベースバンド信号や移動局6で関数を処理する信号のインバース信号を復調しデコードする。チャネル素子40は次に信号マッピング、デスプレッドデータ(despread data)。特に、デスプレッドデータは、64チップのブロックにグルーピングされ、デスプレッドデータのブロックに近似したワラッシュシーケンスを有するワラッシュ

コードを割り当てる。ワラッシュコードは、復調データを有している。チャネル素子40は、次に復調データを再命令し、回旋的にインタリーブされたデータを解読し、CRCチェック機能を実施する。例えばリクエスト命令等のデコードされたデータは、セレクタ素子14へ供給される。セレクタ素子14は、リクエスト命令をチャネルスケジューラ12へ発送する。

チャネルスケジューラ12を基地局コントローラ10内の全セレクタ素子14へ接続する。チャンネルセレクタ12は、最大スケジュールド転送レートを割り当てられ、このレートは、各移動局6においてリバースリンク上で高速データ転送に使用することができる。移動局のための最大スケジュールドレートは、セレクタ素子14へ供給される。セレクタ素子14は、スケジュール情報をチャネル素子40に供給し、ここではスケジュール情報をエンコードし復調する。変調信号は、RFユニット42へ供給され、ここでは信号をアップコンバートし信号を決定する。信号は、フォワードリンク50を越えてアンテナ44により転送される。

移動局において、フォワードリンク信号は、アンテナ60により受信されフロントエンド62へ供給される。フロントエンド62は、受信信号をフィルタリングし、増幅し、ダウンコンバートし、量子化して、デジタル化したベースバンド信号をデモジュレータ(DEMOD)64へ供給する。デジタル化されたベースバンド信号は、デモジュレータ64により復調され、デコーダ66によりデコードされ、チャネル素子40によりインバース処理が実行される。最大スケジュールド転送レートを含んでいるデコードされたデータは、コントローラ68へ供給される。コントローラ68は、スケジューリング情報を受信し、最大スケジュールド転送レート又はそれ以下でデータ転送を始めるためのハードウェアを構成している。

高速データ転送は、実質的には、リクエスト命令の転送について上述されたような方法で行われるが、データ転送は最大スケジュールド転送レートに至るレートで行うことができることは異なっている。移動局6において、データは複数データフレームへ分割される。この陳述にて、データフレームはデータの量に言及するもので、このデータは、一フレーム時間にて移動局6から基地局4へ転送さ

れる。データフレームは更に、データポーションと呼ばれるより小さいユニットに分割される。データフレームは、データソース70からエンコーダ72へ送付される。エンコーダ72は、データフレームをフォーマットし、供給されたC R Cビットのセットとコード末尾ビットのセットを挿入し、回旋的にデータをエンコードし、エンコードされたデータを再度指令する。データのエンコードとインタリーバの方法は、上述したU S パテントN o. 5, 504, 773に詳細に記載されている。モジュレータ74は、次に、長擬似ノイズと短P N コードとを伴ってマッピングされたデータを拡張し、拡張データをフロントエンド62へ供給する。フロントエンド62は、信号をフィルタリングし増幅しアップコンバートし、リバースリンク52上のアンテナ44を介して信号を転送する。

基地局4はリバースリンク信号を受信し、リバースリンク信号を上述した方法により復調しデコードする。デコードデータは、チャネル素子40によりセレクタ素子14に供給される。セレクタ素子14は、パケットネットワークインターフ

エース24へデータを供給し、ここではデータがデータシンク22に供給される。ハードウェアは、上述したように、両データの転送と音声通信をCDMAネットワークを介してサポートする。

上述した機能は、他の装置によっても実現する。チャネルスケジューラ12とセレクタ素子14の配置は、集中され又は分配されたスケジューリング処理が望まれているかどうかに基づいている。例えば、チャネルスケジューラ12とセレクタ素子14は、基地局4に含めることができる。この分配された処理は、各基地局4に自分自身のスケジューリングを行わせ、これにより、処理遅延をどうにかして最小化させるものである。反対に、チャネルスケジューラ12は、ネットワーク内の全ての基地局4に対する通信を制御するべく設計することができる。この中央化された処理は、システム資源の最良の利用を導くことになる。このような例は模範的な実施形態に示すように、チャネルスケジューラ12が基地局制御部10に含まれなくともよいということを示している。上述した機能の他の実施形態が考えることができ、これは本発明の範囲に含まれるものである。

リバースリンク通信は、二つのクラスに分類することができる。一つのクラスは非スケジュールタスクであり、これは良好な実施形態において、追加の処理遅

延に耐えられないという理由からスケジュールしないというものである。このクラスは、音声通信とデータ通信の一定タイプ（高い層のための承認メッセージ等）とを含んでいる。第2クラスは、追加処理と待ち時間に寛大なスケジュールドタスクを含むものである。このクラスは、移動局6と基地局4との間のほとんどのデータ通信を含んでいる。

FIG. 1に示されるように、移動局6は、CDMAネットワークを通じて散乱されるものであり、一又は複数の基地局4に同時に通信することが可能である。従って、チャネルスケジューラ12は、CDMAネットワークを通じて、スケジュールドタスクとスケジュールされていないタスクの転送を実現する。リバースリンク上のスケジュールド・タスクの転送は、チャネルスケジューラ12によりスケジュール化され、リバースリンクキャパシティの有効性に基づいて、スケジュール化されたタスクとスケジュールされていないタスクとの転送での悪化を回避

する。チャネルスケジューラ12は、CDMAネットワーク内の移動局6の各スケジュールド・ユーザへのデータ転送レートを割り当てる機能を伴ってタスクが処理され、これにより目的のセットが最高に活用される。この目的は、(1)システム能力強制の中でサポートできる程度の未スケジュールタスクとスケジュールド・タスクを転送することによるリバースリンクキャパシティの改善された利用、(2)通信品質の改善と転送遅延の最小化、(3)優先順位のセットに基づく全てのスケジュールド・ユーザへのリバースリンクキャパシティの公正な配置、(4)移動局の転送出力の最小化により電池寿命を延長し干渉を削減する。目的は、以下に詳細に説明される要素のリストを調整することにより最高に活用される。

チャネルスケジューラ12のブロックダイアグラムは、FIG. 3に示される。コントローラ92は、CDMAネットワークの全基地局4からの適切な情報を収集し、データ転送レートを割り当てる。コントローラ92は、マイクロコントローラ、マイクロプロセッサ、デジタル信号処理チップ(DSP)、又は上記したように機能するべくプログラムされたASIC内で実施することができる。コントローラ92は、リバースリンクの命令と能力に関しての情報をを集めている。集められた情報は、メモリ素子94に格納され、必要なコントローラ92により回収される。メモリ素子94は、記憶素子又は複数のメモリ装置のどれか一つ、例えば

従来知られているRAMメモリ素子、ラッチ回路、又は他のメモリ装置を使用して実施できる。コントローラ92も、タイミング素子96に接続されている。タイミング素子96は、システムクロックによるカウンタ、外部信号ヘロックするボード・オシシレータ、又は外部ソースからシステムタイミングを受信する格納素子という形で実現できる。タイミング素子96は、コントローラ92へリバースリンクレートスケジューリングを行うためのタイミング信号を供給する。タイミング信号は、コントローラ92に最大スケジュール転送レートを適切な間隔でセレクタ素子14に供給する。

I. リバース・リンク・レートのスケジューリング

本発明を実現するリバース・リンク・レートのスケジューリング方法論のフローチャートがFIG. 7に示される。スケジューリング工程での第1工程は、ステッ

PS 200において、移動局6において各スケジュールド・ユーザのデータ転送の最上の割当に必要な適切な情報の全てのコレクションを含んでいる。適切な情報は、未スケジュールタスクとスケジュールド・タスクの番号、各移動局6へ対応する一過的出力6、各移動局6により転送されるべきデータ量を示す列サイズ、 $E_b/N_r (N_r + I_r)$ のセットポイントと基地局4により各移動局のために測定された $E_b/N_r (N_r + I_r)$ 、先のスケジューリング期間での各移動局のための未スケジュールタスクのための転送レート、通信の移動局を伴うセルを一覧とした各移動局6の動作メンバーセットと、先のスケジューリング期間のために各セルにおいて受信する電力の総量とを表示している。それぞれのパラメータについては、以下に詳細に示される。各セルからの選択された選択された情報を用いて、チャネルスケジューラ12は、選択情報に基づく各スケジュールドユーザのための最大スケジュール転送レートと、前述した目的のセットと、以下のステップ202に示されるシステム内容のリストを割り当てる。チャネルスケジューラ12は、スケジュール情報を送るものであり、この情報は最大スケジュール転送レートをステップ204での各移動局へ転送する。移動局6により転送されるデータは、最大スケジュール転送レートによって転送され、このレートは移動局6へ所定数

のフレームとして後に割り当てられる。チャネルスケジューラ122は、ステップS206において、スケジューリングサイクルを再スタートするための次のスケジューリング期間まで待機する。

最大スケジュール転送レートの割当は、少なくとも二つの実施形態により可能となる。初めの実施形態では、チャネルスケジューラ12は、最大スケジュール転送レートを各スケジューラに割り当てる。そして、次の第2実施形態においては、スケジュールド・ユーザが最大スケジュール転送レートを要求するものである。

第1実施形態において、スケジュールド・ユーザに応じた最大スケジュール転送レートの割当は、FIG. 7のフローチャートのステップ202に示され、更にFIG. 8のフローチャートに示されている。チャネルスケジューラ12は、各移動局

6のスケジュールド・タスクの最大スケジューラ転送レートを割り当てるものであり、これにより上述した目的は達成される。転送レートの割り当てにおいて、チャネルスケジューラ12は以下の条件を満たさなければならず、(1)移動局6は出力を転送し、これは最大スケジュール転送レートで出力するのに必要な出力であって移動局6で利用可能でなければならぬ、(2)セルは出力を受信し、一この各セルから受信したトータル出力は、所定の閾値を越える必要がなく、これにより移動局6への干渉は過剰とならない、(3)ソフトハンドオフ最大スケジュール転送レートは、ソフトハンドオフにおいて全てのセルがサポートする移動局6と同様となる、(4)移動局列サイズ-高転送レートは、十分な転送データを持っている移動局にだけ割り当てられる。これらの条件は、以下に詳細に論じられる。

模範的な実施形態において、各移動局6への転送出力は、先の期間の総量が各スケジューリング期間のスタートのためにチャネルスケジューラ12へ列サイズに沿って転送され、これにより、最大スケジュール転送レートの割当においてこれが参照される。もし、この情報がチャネルスケジューラ12に利用できなければ、レート割当は、移動局6の遷移出力を考慮することなしに実行される。

チャネルスケジューラ12は、選択されたユーザのデータ転送レートの適切な割当に必要な情報を得た後、FIG. 8のフローチャートに取りかかる。チャネルスケジューラは、状態210にてスタートする。各セルのスケジュールされた転送

のためのトータルキャパシティは、以下のように計算される：

$$Q_{\text{avail}} = 1 - P_r / P_{\text{max}} \quad (1)$$

Q_{avail} はスケジュール転送のためのリバースリンクキャパシティであり、 P_r は同じセルスケジュールド・タスクからではないセルで受信された出力であり、 P_{max} はセルでの最大の許可された受信出力である。タスクをスケジュールしたセルとは異なるセルで受信した出力は、環境温度ノイズ出力N.W、隣接セルでの移動局6からの出力 P_{adj} 、スケジュールされていないタスクのための同一セル内の移動局6からの出力 $P_{\text{unscheduled}}$ とを含んでいる。

チャネルスケジューラ12がデータ転送レートを割り当てる際に要求される式

は：

$$\sum \hat{\gamma}_i \frac{R_i}{W} \leq 1 - \frac{\hat{P}_r}{P_{\max}} , \quad (2)$$

$\hat{\gamma}_i$ は次期のスケジューリング期間の i 番目の移動局の予測された E_b / $(N_o + I_o)$ セットポイント、 R_i は i 番目の移動局の割り当てられたデータ転送レート

W はシステム拡張帯域幅、 \hat{P}_r は次期のスケジューリング期間のスケジュールさ

れたセルとは異なるセルでの予測された受信出力である。IS-95Aシステムにおいて、 W は 1.2288 MHz である。

式 (2) からの逸脱と式 (2) での各用語の意味は以下に示されている。式 (2) の右側の値は計算できるか既知である。式 (2) の右側の値はネットワーク上の各セルのため各スケジュール期間の開始位置で一回計算される。

スケジュール転送に利用されるキャパシティ Q_{avail} は、式 (1) 以外の方法でも定義が可能となり計算が可能となる。更に Q_{avail} は、スケジュールされないタスクの転送を制御することにより影響されることがある。例えば、チャネルスケジューラ 12 は、一又は複数の移動局 6 の転送レートを限定することで Q_{avail} を増加させ、 P_r を減少させる。 Q_{avail} を定義し操作する他の方法も考えることができ、これは本発明の範囲である。

この明細書の全ての式で使用される語句が、他の方法で定義されていない限り、リニアスケール (d_B に含まれない) で与えられる。余分のマーキング (E_{bi}) のないシンボルが次期のスケジュール期間の実際の値を代表し、下線が与えられたシンボル (例えば \underline{E}_{bi}) が知られた又は先のスケジュール期間で

測定された値を意味し、ハットが加わったシンボル (例えば \hat{E}_{bi}) が次期の

予測された値を意味している。

式 (2) の左側において、次期スケジュール期間でのスケジュールド・ユー

ザの予測されたセットポイント \hat{r}_i は、先のスケジュール期間のセットポイント

r_i と同一のものと推定される。従って、セルが可能とするキャパシティの予測値と移動局6のセットポイントとがあれば、チャネルスケジューラ12は、この特殊な移動局6によりサポートされている最大転送レートを決定することができる。

チャネルスケジューラ12は次にステップ214において全てのスケジュールド・ユーザの優先順位リストを作成する。優先順位リストは複数の要素の関数であり、それらは以下に詳細に説明される。スケジュールド・ユーザは、これらの相対的な優先順位に従って配置され、これはリストの最上に位置する最高優先順位とリストの最低に位置する最低優先順位とを伴う。チャネルスケジューラ12は次にループに入り、優先順位リストに応じて利用可能リバースリンクキャパシティをスケジュールド・ユーザに割り当てる。

転送レート割当ループ内の第1ステップにおいて、チャネルスケジューラ12は、ステップ216において最高優先順位を有する優先順位リストに対応するスケジュールド・ユーザを選択する。チャネルスケジューラ12は次にこのスケジュールド・ユーザをサポートするセルを確認する。これらのセルは、スケジュールド・ユーザの有効なメンバのセットとしてリストされている。スケジュールド・ユーザはソフトハンドオフの際に、ユーザをサポートする複数のセルが、ユーザにより転送されたデータを同時に受信する。このように、有効なメンバーのセットにて、チャネルスケジューラ12は、ステップ218でのスケジュールド・ユーザのための最大のサポート可能な転送レートを計算する。各セルのための最大サポート可能な転送レートは、 W/r_i 式(2)を伴う式

(2) の右半分の値を倍増することにより計算することができる。

移動局6は、リクエストされた転送レートをセルへ転送する。リクエストされた転送レートは、転送されるべきデータの量を指示している列サイズ、移動局6に応じるトータル転送出力、次期スケジューリング期間の予測される転送エネルギーペービット、移動局6のバックオフ出力に基づいている。要求された転送レ

トは、移動局がサポートできる最大転送レートに対応している。この値は、以下のように詳細に説明される。

チャネルスケジューラ12は、データ量に基づく優先的な転送レートを提案する。好適な転送レートは、この情報がチャネルスケジューラ12に適用可能ならば、チャネルスケジューラ12に適用可能な転送出力の一つの関数として作られる。模範的な実施形態において、列サイズと移動局6に応じた転送出力とは、移動局6からチャネルスケジューラ12へ各スケジューリング期間の開始時点で搬送される。好適な転送レートは、スケジューリング間隔の列内で必要とされる転送レートかそれ以下の値に選択される。

この移動局6のために、スケジュールド・タスクに配置されるリバースリンクキャパシティは、ソフトハンドの際に移動局6をサポートするセルによりサポートされるべく、チャネルスケジューラ12は、最大サポート可能転送レート、要求転送レート、好適な転送レートのリストから、ステップ220において最小転送レートを選択する。選択された最小レートは、このスケジューラユーザのための最大のスケジュールド・転送レートとして定義される。このスケジューラユーザへ転送レートが割り当てられると、チャネルスケジューラ12は、ステップ226において優先順位リストからスケジュールド・ユーザが除かれる。次に各セルに適用可能なキャパシティがステップ228にて更新され、優先順位リストからちょうど除去されたスケジュールド・ユーザに配置されたキャパシティ Q_i を反映させる。キャパシティは、 $Q_i = \underline{y}_i \cdot R_i / W$ として計算され、効力のある要素のセットにおいて各セルのための式(2)の右半分に基づく量からちょうど配置されたキャパシティを減じることにより更新される。更新されたキャパシティは、続いて転送されるレート配置の中で使用される。チャネルスケジューラ12は、次に、優先順位リスト上の全てのスケジ

ュールド・ユーザが、ステップ230にて転送レートが割り当てられたかどうかを決定する。優先順位リストが空ならば、チャネルスケジューラ12はステップ216に戻って、次の最高優先順位に伴うスケジュールド・ユーザへデータ転送レートを割り当てる。割当ループは、優先順位リストにスケジュールド・ユーザ

がいなくなるまで繰り返される。優先順位リストが空になれば、割当ループは状態232にて終了する。

さもなくば、リバースリンクキャパシティの配置は、最大のスケジュールされた転送レート割当に代わって、スケジュールド・ユーザへのキャパシティの割当により成し遂げることができる。配置されたキャパシティ Q_i は、選択素子14に供給され、ここでは配置キャパシティに基づいて割り当てられた最大のスケジュールされた転送レートとスケジュールド・ユーザ（例えば $R_i = Q_i \cdot W / y_i$ ）のセットポイントとを計算する。この実施形態において、セレクタ素子14は、スケジュールド・ユーザのための新たな最大のスケジュール転送レートを、スケジュールド・ユーザのセットポイントの変化に基づくスケジュールされた期間における各フレームにおいて、割り当てる。これによりセレクタ素子12は、アクセス可能なレベルでインターフェースを保持することにより、リバースリンク上の概スケジュール・未スケジュールタスクのための高品質通信を維持することができる。又、リバースリンクキャパシティを配置する他の実施形態が、可能であり、これは本発明の範囲の中に含まれるものである。

各セルに好適なキャパシティは、ループを使用することなく、スケジュールド・ユーザに配置することができる。例えば、好適なリバースリンクキャパシティが、重み付け、ウェイティング (weighting) 機能に応じて配置することができる。このウェイティング機能は、スケジュールド・ユーザやその他のファクタの優先順位に基づくものである。

優先順位リストは、スケジュールド・ユーザへのリバースリンクキャパシティの配置を決定する。高い優先度を持つスケジュールド・ユーザは、低い優先度をもつものよりも、より多くキャパシティが配置される。スケジュールド・ユーザの優先度に基づく順序内にキャパシティが配置されるためには好適で

はあるが、これは必ずしも必要な限定ではない。好適な資源が色々な順序で配置することができるが、これらは全て本発明の範囲のものである。

本発明のリバースリンクレートスケジュールは連続して定期的に行われ、又はタイミングをずらす方法にて (staggered manner) 行うことができる。スケジュ

ーリングは連続して又は周期的に行われ、このスケジューリング間隔は、セルのリバースリンクキャパシティがスケジュール期間の存続期間に十分利用可能であるように選択される。この目標は、以下のように成し遂げられる。

変形例であるか以下の実施形態のコンビネーションである他の実施形態は、考え出すことができるもので本発明の範囲のものである。

第1実施形態において、スケジューリング（又はキャパシティ配置）はフレーム毎に行われる。この実施形態により、チャネルスケジューラ12は、ネットワーク中の各セルが利用可能なキャパシティを十分に利用できる各フレームフレームにおいて、スケジュールド・ユーザの最大のスケジュール転送レートを動的に調整することができる。更なる処理が、各フレームにおいて、最大のスケジュールされた転送レートを割り当てる必要がある。更にそれ以上の必要なスケジューリング情報が、各フレームにて、各スケジュールド・ユーザへ転送されることが要求されている。加えて移動局6は、チャネルスケジューラ12へ現在の転送出力や最大転送出力やその能力に関する情報が供給されることを要求している。

第2実施形態において、このスケジューリングはKフレームごとに行われ、ここで、Kとは1より大きい整数である。各スケジューリング間隔において、チャネルスケジューラ12は、各スケジュールド・ユーザのための最大のスケジュールされた転送レートを割り当てるものである。模範的な実施形態において、最大のスケジュールされた転送レートは、式(2)において P_{max} に高い値を用いることにより計算される。更に、最大のスケジュールされた転送レートは、先のスケジュール期間のセットポイント ψ よりも低い値を用いて計算することができる。スケジュールド・ユーザは、通知を受ける。模範的な実施形態において、最大のスケジュールされた転送レートのスケジュールが、スケジュールされた期間ごとに1回スケジュールされるユーザに転送される。高速

転送レートでのデータ転送は、以下に論じられるように所定数のフレームを発生させる。スケジュールタスクのための最大のスケジュール転送レートは、スケジューリング期間にチャネルスケジューラ12により配分される。スケジューリング期間にて、セルのキャパシティが最大のスケジュール転送レートでデータ転送

をサポートしない場合、チャネルスケジューラ12は低転送レートでデータ転送を指示することができる。

スケジューリング期間中、各移動局6は、その最大のスケジュール転送レートに至るレートにて転送が実行されることとなっている。移動局6が最大スケジュール転送レートでは転送できない場合、移動局6は低転送レートにてデータ転送のセルを確認する。移動局6は次に、又はその後まもなく、低転送レートにてデータを転送する。同様に、セルのためのリバースリンクキャパシティが最大スケジュール転送レートでの転送をサポートしないときに、チャネルスケジューラ12は低転送レートにてデータ転送を指示する。

第2実施形態は幾つかの点で第1実施形態より望ましいものである。リバースリンクにおいて、移動局6に利用できるデータが作られる時点から高速転送レートでの転送がなされる時点までにスケジュール遅延が存在する。摸範的な実施形態において、スケジュール遅延は、長さが7フレームにも及ぶことができる。スケジュール遅延は、チャネルスケジューラ12の反応に影響を与え、リバースリンクキャパシティと要求に変化を与える。リバースリンクが軽くロードされる際は、最大スケジュール転送レートに至るどのレートであっても、移動局6のスケジュール遅延が軽減する。移動局6が転送するデータがなくなれば、移動局6は直ちに転送レートを減少し、このようにして他の移動局6へのリバースリンク干渉を軽減する。その上、信号処理と転送出力資源は、移動局6のそのセルに限定されるものではない。このようにセルは、最大転送スケジュールレートにて多くの不利益を受けることなく最大スケジュール転送レートを復調することができる。

第2実施形態は、スケジュールユーザへの最大スケジュール転送レートでの転送のための要求がより少ないという特長を持っている。第1実施形態において、スケジュール情報が各フレームにてスケジュールユーザへ転送される。フ

オワードリンク資源の一部は、このようにこのオーバーヘッドに配置される。

第2実施形態にて、スケジュール情報は各スケジュール期間にて一度にスケジュールド・ユーザに転送される。例えば、スケジュール間隔が10フレームであれ

ば、リバースリンクの十分な利用が維持されていれば、第2実施形態は第1実施形態のオーバーヘッドの1/10よりも僅かに多く要求するだけですむ。以下に示される転送レート再配置は、各フレームにおいてチャネルスケジューラ12により転送レートを動的に再配置するべく、スケジューリング期間の各フレームにおいて実行することができる。一時的な転送レートのスケジュールを転送する必要がある追加されたオーバーヘッドは最小となり、これは、スケジュールユーザの一部だけの転送レートが各フレームで再配置されるからである。実際のところ、十分なスケジュールド・ユーザが再度割り当てられることにより、ネットワーク中の全てのセルが、セルに適合する全てのリバースリンクキャパシティよりも少なく動作する。

さもなくば、第3実施形態において、リバースリンクレートのスケジューリングをずらすことで行われる。この実施形態にて、スケジューリングを一定のイベントにより起動させることができる。例えば、チャネルスケジューラ12は、移動局6により転送されるべきデータの量と最大のスケジュール転送レートとの情報を有している。一般に移動局6は、利用可能な転送出力の不足等の環境が軽減する場合を除いては、最大のスケジュール転送レートにて転送を行う。従って、チャネルスケジューラ12は、高速データ転送が完了した時を決定することができる。移動局6によるスケジュール転送が終了すると、チャネルスケジューラ12は、スケジューリングと、リバースリンクキャパシティの他の移動局6への配置とを行うことができる。最大のスケジュール転送レートのスケジュールは、配置又は再配置された移動局6へ単に転送される。

リバースリンクレートスケジュールは、チャネルスケジューラ12により、CDMAネットワークの全てのセルに対して行われる。この実施形態にて、チャネルスケジューラ12は、ソフトハンドオフを行い多くのセルと通信を行っている移動局6に対して、効率的に高速データ転送のスケジュールを行っている。全体のネットワークのスケジュールは、セルと移動局6との間の種々の相

互作用によって複雑である。さもなくば、スケジュールを簡単にするべく、スケジュールされたタスクは二つのカテゴリに分類され、特に、ソフトハンドオフさ

れる移動局6からのスケジュールタスクと、ソフトハンドオフされない移動局6からのスケジュールタスクとに分類される。この実施形態において、一つのセルだけを相手に通信する移動局6に対するリバースリンクレートスケジュールがセルレベルにて実行される。多くのセルに通信を行う移動局6は、チャネルスケジューラ12によりスケジュールされることができる。本発明は、フォワードリンクレートスケジュールの全ての実施形態、集中スケジューリング、分配スケジューリング、これらの様々なコンビネーションとを含む全ての実施形態に対して対応が可能である。

II. 転送レート再割当

上述した第1実施形態にて、リバースリンクレートスケジュールがフレーム毎に行われ、リバースリンクキャパシティは、利用可能なキャパシティにリバースリンク要求をマッチさせるスケジューリング期間において、リバースリンクキャパシティを再配置されることがある。キャパシティはフレーム毎に配置されるが、スケジューリング遅延は、次善的なキャパシティ配置となるということでもいいだろう。スケジューリング遅延の間、システムのステータスが変わってもよい。更に、初期の予想が正確でなくともよく、変更を要してもよい。

第2実施形態において、スケジューリングはKフレーム毎に行われ、転送レートは、リバースリンク要求をリバースリンクキャパシティに適合させるためのスケジューリング期間、再配置することが可能である。模範的な実施形態において、データ転送は、スケジューリング期間の最大スケジュール転送又はそれ以下において、転送レートの再表示ルーチンを使用することなしに行われる。これによりスケジュールルーチンは容易となるが、通信品位を落とす低い値E₀／(N₀ + I₀)の転送レートとなってしまう。良好な実施形態において、最大スケジュール転送レートは、各フレームにて再配置することができ高品質な

通信を維持することができる。

スケジューリング期間において、セルのためのリバースリンクキャパシティが最大スケジュール転送レートにてデータ転送をサポートしないとき、チャネルスケジューラ12はより低い転送レートでの転送を指示する。各セルのためのリバ

ースリンクキャパシティがスケジュールド・タスク又は非スケジュールタスクによる要求に応じるには不十分であるようなフレームにおいては、チャネルスケジューラ12はリバースリンク要求の増加量と可動のリバースリンクキャパシティとを決定する。チャネルスケジューラ12は次に、低転送レートを複数又は全てのスケジュールド・ユーザへ配置することにより、ユーザに要求されたキャパシティがセルが可能な全キャパシティを越えることがないようにする。模範的な実施形態において、低転送レートは仮の転送レートへ参照され、一つのフレーム期間使用される。スケジューリング期間の次のフレームにおいて、最大スケジュール転送レートは、チャネルスケジューラ12により再び変形されない限り使用される。

チャネルスケジューラ12は、セルが可能な全キャパシティを増加させることで転送レート再配置を減少させるべく試みることが可能である。全キャパシティの増加が、スケジュールされないユーザの転送レートを低めることにより可能になる（例えば、音声ユーザの転送レートを低いレートに制限する）。

模範的な実施形態において、転送レート再配置が各フレーム毎に行われ、これによりスケジュールド・タスクと非スケジュールタスクに要求される各セルのキャパシティを、各セルが可能な全リバースリンクキャパシティよりも小さくすることができる。一時的な転送レートのスケジュールは、スケジュールされた一時転送レートで再配置されたユーザへ転送される。各フレームにおいて、スケジュールド・ユーザは、転送レートが再配置されていないことを確認する。スケジュール期間の各フレームにおいて、スケジュールド・ユーザは、最大スケジュール転送レート又はそれ以下、又は一時転送レートによってデータを転送する。

転送レート再配置は、FIG. 9のフローチャートにより示されている。チャネルスケジューラ12は、ステート240にて開始する。第1ステップ、ステ

ップ242にて、チャネルスケジューラ12は、スケジュールド・タスクと非スケジュールタスクのために要求されるリバースリンクキャパシティがセルに利用可能な全キャパシティを越えてしまうような、そういうネットワーク内のセルのリストを作成する。チャネルスケジューラ12は、ステップ244にて式(2)

を使用するCDMAネットワークの各セルの全リバースリンクキャパシティを計算する。次に、チャネルスケジューラ12は、全てのスケジュールド・ユーザの優先リストを作成し、ここでは少なくとも一つのセルリスト中のセルと通信を行い、ステップ246にて現在のスケジューリング期間の転送レートを配置する。優先リスト内のスケジュールユーザは、影響が及ぼされたスケジュールユーザとして参照される。チャネルスケジューラ12は次にループに入り、優先リストとセルリストに従って、幾つか又は全ての影響されたスケジュールド・ユーザの転送レートを再配置する。

転送レート再配置ループでの第1ステップにて、チャネルスケジューラ12は、ステップ248にて、最高優先順位をもつ影響されたスケジュールユーザを選択する。チャネルスケジューラ12は次に、高速データ転送の影響されたスケジュールド・ユーザをサポートするセルを確認する。これらのセルは、選択されたセルとして照会される。次にチャネルスケジューラ12は、各選択されたセルによりステップ250において、影響されたスケジュールドユーザのための最大のサポート可能転送レートを計算する。このスケジュールドユーザへ配置されたリバースリンクキャパシティは、各選択セルにより供給できることを確認するべく、ステップ252において、チャネルスケジューラ12は最大のサポート可能な転送レートのリストと最大のスケジュールド・転送レートとから最小の転送レートを選択する。選択された最小転送レートは、一時転送レートとして定義される。模範的な実施形態において、一時転送レートは最大スケジュールド転送レートよりも低く、次期のフレームのスケジュールド・ユーザにだけ配置される。影響されたスケジュールド・ユーザは、ステップ256にて優先リストから取り除かれる。次に選択された各セルに可能な全リバースリンクキャパシティがステップ258にて更新され、優先リストから除かれた影響を受けたスケジュールドユーザへ配置されたキャパシティに影響を与

える。チャネルスケジューラ12は次にセルリストを更新し、ステップ260にて全てのリバースリンクキャパシティをゼロとするべく、セルを除去する。次に、チャネルスケジューラ12はセルリストが空かどうかをステップ262に

おいて決定する。もしセルリストが空であれば、チャネルスケジューラ12が優先リストが264ステップで空かどうかを判断する。優先リストが空であれば、チャネルスケジューラ12はステップ248に戻って、データ転送レートを影響を受けたスケジュールドユーザに次の最高優先度を伴ってデータ転送レートを再配置する。転送レート再配置ループは、セルリスト又は優先リストが空になるまで続く。セルリストや優先リストが空になれば、転送レート再配置工程は状態266にて終了する。

チャネルスケジューラ12、セレクタ素子14又はセルは、セルのFERが高いとき又は測定された全ての受信出力 P_{total} が所定のスレッショルドを越えているとき、一時的に低転送レートを移動局6へ割り当てる。一時的な転送レートは、次のスケジュール期間を待つことなく直ちに移動局6へ送信され、一時転送レートのデータ転送はその後直ちに行われる。これは処理遅延を減少させ、チャネルスケジューラ12又はセルが、リバースリンク上の通信品質を改善するための早急なアクションをとらせるものである。

最大スケジュール転送レートは、最大スケジュール転送レートに至るために、チャネルスケジューラ12により与えられる許諾を意味している。移動局6は、低転送率にて転送を行う。移動局6は、可能な転送出力が最大転送出力レートにてデータ転送をサポートしない場合、移動局6は移動局6との通信を行いながらレート低減メッセージを全てのセルへ送ることができる。レート削減メッセージは、移動局6が使用する低転送レートを指示している。模範的な実施形態において、移動局6が低転送レートでレート低減メッセージが転送される同一フレームにおいて又は所定数のフレームにおいて転送を行う。移動局6に転送レートを一方的に低減させることは、チャネルスケジューラ12による再配置がない場合、処理遅延を削減させリバースリンク上の通信品質を改善させることになる。リバースリンクキャパシティが既に配置されてからずっと、移動局6が最大スケジュール転送レートで転送を行なうというのは好適である。低

転送レートでのデータ転送は、リバースリンクキャパシティの低利用率を招くこととなる。

又更に、移動局6が可能な転送出力が高転送レートにてデータ転送を行い列サ
イズが大きいときは、移動局6はスケジュール期間にレートの増加を要求するこ
とができる。高い転送レートの要求は、ソフトハンドオフで移動局6をサポート
する全てのセルに転送される。もしセルの一つが、セルのためのリバースリンク
キャパシティが一杯であると決定すると、高い転送レートの要求が否定される。
さもなくば、リクエストが、スケジュール期間にリクエストを考慮することができるチャネルスケジューラ12へ送信される。

III. 移動局転送出力の考慮

各移動局6は、可能とする最大転送出力が強制される。最大転送出力はFCC
調整、バッテリキャパシティ、CDMAネットワーク内の他の移動局6への干渉
により決定される。移動局6は、データ転送のための E_{bi} エネルギー・パー・ビ
ットを、パフォーマンスの必須レベルに必要なセルへの送信を要求する。音声通
信のためには、1%の

FERはパフォーマンスの可能レベルであるが、データ通信ではより厳しい要求
がなされる。各移動局6により満足されるべき出力制約は、

$$E_{bi} \cdot R_i < P_{max,i} \quad (3)$$

E_{bi} は、転送が要求されたi番目の移動局によるビット毎エネルギー、

R_i は、i番目の移動局の転送レート、

$P_{max,i}$ は、i番目の移動局の最大転送出力である。

リバースリンクにおいて、セルで測定された、各移動局6のためのエネルギー・
パー・ビットとノイズ・プラス・干渉率 $E_b / (N_0 + I_0)$ は、移動局6の転送
出力を低減させる際にパフォーマンスの必須レベルが維持されるよう

に、制御される。この出力制御は、リバースリンク上でがなり厳密であり、これ
は各移動局6の転送出力が、CDMAネットワーク内の他の移動局6へ干渉とし
て働くからである。転送出力の削減はこの干渉を低減させ、リバースリンクキャ
パシティを増加させる。

移動局6がネットワークの周りを動くとき、マルチパスの効果と減衰がセルで
の受信信号の $E_b / (N_0 + I_0)$ を徹底的に変更する。実際の所、受信した $E_b /$

(N_o. + I_o) での大きな変動は通信期間中、60 dBを越えるものである。この広い変動と闘うために、各移動局6はチャネル条件内の変動と闘う転送出力をダイナミックに調節する出力制御メカニズムを維持する。IS-95A標準に対応するCDMAシステムにおいて、各移動局6はリバースリンクパフー制御が60 dBの範囲で許されているものであり、転送出力が1.25 msecごとに1 dBずつ増加され減少される。

移動局6の転送出力は、最大転送出力から後ずさりして、あき高を維持する。あき高により、移動局6の出力制御メカニズムが転送出力を調節してチャネル条件内の変動を解消し、非スケジュールタスクの転送レート内の変動を解消する。これにより、式(3)は以下のように表現できる。

$$E_{bi} \cdot R_i < \alpha \cdot P_{max,i} \quad (4)$$

α は、バックオフとして保存されている転送出力の端数である。例えば、最大転送出力の半分がバックオフとして保存されれば、次に $\alpha = 0.5$ (バックオフ出力の3 dB) となる。要求されたエネルギー・パー・ビット E_{bi} は、転送出力 P_i と転送レート R_i とから先のスケジュール期間として以下のように予測される；

$$\hat{E}_{bi} = (\underline{P}_i / \underline{R}_i) \cdot \delta(\underline{R}_i, R_i) \quad (5)$$

\hat{E}_{bi} は次期スケジュール期間の要求された予測されたエネルギー・パー・ビット、 $\delta(\underline{R}_i, R_i)$ は、先の転送レート R_i とスケジュール転送レート R_i とが異なる要求エネルギー・パー・ビットを有するときに使用されるべき補正要素である。フレーム・エラー・レート (FER) は、要求されるエネルギー・パー・ビットを予測すべく考慮に得られることがある。特に、FERが高いとき予測されるエネルギー・パー・ビットは増加し、FERが低いとき減少する。このように、式(5)は：

$$\hat{E}_{bi} = \frac{P_i}{R_i \cdot f(Pe)} \cdot \delta(\underline{R}_i, R_i) \quad (6)$$

ここで Pe は FER、 $f(Pe)$ は Pe の関数である。 $f(Pe)$ は、正の値で

あり P_e の減少により増加する。式(4)と(6)を組合せることで、移動局6に要求されている可能な転送出力、バックオフ出力、予測されたエネルギー・ペー・ビットに基づく移動局6に割り当てられる最大転送レートは以下のようになる：

$$R_{\max,i} = \frac{P_{\max,i} \cdot \alpha}{\hat{E}_{bi}} \quad (7)$$

式(7)は移動局6において計算され、最大転送レート R_{\max} は移動局6により列サイズに応じて使用され、要求された転送レートを決定する。又更に、移動局6は、最大転送出力 $P_{\max,i}$ 、予測される要求エネルギー・ペー・ビット \hat{E}_{bi} 、列サイズをチャネルスケジューラ12に転送して移動局6への転送レートの配置を考慮に入れる。

IV. リバース・リンク・キャパシティ

CDMAシステムでのリバースリンクのキャパシティは、各移動局6が他の移動局6へ及ぼす干渉により主に決定される。これは各移動局6がシステム帯域を越えてデータを拡張し、信号を同一の周波数帯域に拡張する。セルは移動局6により転送された出力を受け、各移動局6の各信号を復調するものである。M移動局6からのセルにより受信した、スケジュールド・タスクと非スケジュールタスクのための全ての出力は、以下のように表現される：

$$P_{\text{total}} = P_r + \sum_{i=1}^M P_i \quad (8)$$

ここで、 P_{total} = セルにより受信した全ての出力、

P_r = 同一のセルのスケジュールされたタスクからではないセルにより受信した出力、

P_i = i番目の移動局のスケジュールド・タスクから受信した出力、

M = 転送しているスケジュールド移動局の数を意味する。

与えられた移動局6のための $E_b / (N_0 + I_0)$ は以下に与えられる；

$$X_i = \frac{E_{bi}}{N_o + I_o} = \frac{W}{R_i} \cdot \frac{P_i}{P_r + \sum_{j \neq i}^M P_j} \quad (9)$$

E_{bi} = i 番目の移動局のためのエネルギー・パー・ビット、

N_o = システムの背景ノイズ濃度、

I_o = システム内の他のソースによる i 番目の移動局から受信した信号への干渉

各移動局 6 は、パフォーマンスの必須のレベルのための異なる $E_b / (N_o + I_o)$ を必要としている。実際は、移動局 6 はセルとの通信の間の異なる時間に、異なる $E_b / (N_o + I_o)$ を要求することができる。要求した $E_b / (N_o + I_o)$ に影響を与える主な要素は、チャネル状態である。例えば、移動局 6 が CDMA ネットワークの廻りを移動するスピードは、減衰量に影響し、従って、チャネル状態に影響を及ぼす。低速では、出力制御メカニズムは低速減衰の妨害に有効であり、必要な $E_b / (N_o + I_o)$ は低い。高速では、出力制御は高速減衰の妨害に無効であり、インターリーブの効果は益々有益となる。

中間の速度において、必要な $E_b / (N_o + I_o)$ が最高となり、出力制御もインターリーブも無効となる。他の要素も、チャネル条件や必要な $E_b / (N_o + I_o)$ に影響を及ぼす。

式 (8) と式 (9) とを組合せ、式 (9) の分母の合計値を式 (8) の合計値に近づける：

$$P_{total} = \frac{P_r}{1 - \sum_{i=1}^M X_i \frac{R_i}{W}} \quad (10)$$

合計の受信出力 P_{total} は、非常にリバースリンクキャパシティに関連している。式 (10) の分母内の項 $\sum X_i (R_i / W)$ は、システムのロードに関するものである。項 $\sum X_i (R_i / W)$ は、式 (10) において 1.0 に近づき、 P_r

P_{total} は無限大に近づき、システムが届かない処理ポイントに近づく。

干渉の高いレベルは、移動局 6 を高い出力を転送することで、パフォーマンスの必要なレベルを維持する。各移動局 6 の転送出力は上部境界 (bound) を有しており、 P_{total} の上部境界は、非スケジュールタスクの範囲を保証するべく限定される。処理ポイント P_{max} はシステム設計に依存しており、セルエッジに配置される移動局 6 の達成することができる $E_b / (N_0 + I_0)$ に関するものである。 $E_b / (N_0 + I_0)$ は、FER 处理に直接関係するものである。

摸範的な実施形態において、セルは二つの出力制御ループを有しており、各移動局 6 は、他の移動局 6 の干渉を最小とするべく、FER パフォーマンスの必須レベルを維持する。第 1 出力制御ループにおいて、内部ループに関して、移動局 6 の転送出力を調整し、これによりセルで受信される $E_b / (N_0 + I_0)$ で測定される信号品質をセットポイントにおいて維持する。セルは受信した信号の $E_b / (N_0 + I_0)$ を測定し、測定された $E_b / (N_0 + I_0)$ がセットポイント以下なら、制御信号を移動局 6 に転送して転送出力を 1 dB ずつ増加させる。さもなくば、測定された $E_b / (N_0 + I_0)$ がセットポイント以下ならセルが移動局 6 に転送出力を減少させる。内部ループは移動局 6 の転送出力を調整し、測定した $E_b / (N_0 + I_0)$ がセットポイントに等しくなるように維持している間、転送出力は最小化される。第 2 出力制御ループはアウターループであり、セットポイントを調整し、パフォーマンスの望まれたレベルが、FER (フレームエラーレート) により測定されたように、維持される。測定された FER は所定レベルよりも高くなったとき、セルはセットポイントを増加する。反対に、FER が所定レベルよりも低くなったときに、セットポイントを減少させる。二つのループの安定性を維持するべく、アウターループの時間

の一定がインナーループよりもゆっくりと作られる。加えて移動局 6 は、移動局 6 がオープンループ出力制御システムを利用し、このシステム内ではフォワードリンク信号を受信した出力での変化に応じた転送出力を調整している。

チャネルスケジューラ 12 は、 P_{max} 以下の P_{total} が維持されるときは、各移動局 6 のためのスケジュールタスクのデータ転送レートを配置する。移動局 6 に

必要とされる $E_b / (N_0 + I_0)$ 又は X_i は、先のスケジュール期間 ($X_i \equiv \underline{y}_i$) の移動局 6 のセットポイント \underline{y}_i を用いて予測されることができる。セットポイントは、必要とされる $E_b / (N_0 + I_0)$ の良好な予測であり、アウターループが、パフォーマンスの望んだレベルを供給するセッティングにおけるセットポイントを維持するからである。

セットポイントは、一定の極端な状況における必要とされる $E_b / (N_0 + I_0)$ の良好な見積とはならない。第 1 の状況にて、FER がいまだにハイでない限り、移動局 6 は最大転送出力にて出力を転送する。この場合、出力制御ループはセットポイントの増加を維持するだろう。第 2 の状況にて、移動局 6 はマルチパルセルとソフトハンドオフを行っており、各セルは異なる $E_b / (N_0 + I_0)$ を測定する。システム内での他の移動局 6 への干渉を減少させるために、移動局 6 はセルが移動局 6 に出力を減少させるべく命令する。これにより、弱いリバースリンクを伴うセルにおいて、測定された $E_b / (N_0 + I_0)$ はセットポイントよりも低い。第 3 の状況において、現在の転送レートとスケジュール転送レートは異なる $E_b / (N_0 + I_0)$ を有している。

測定された $E_b / (N_0 + I_0)$ がセットポイントよりも低い場合、セルでのFER は高いことが多い。この場合、内部出力制御ループは、転送出力を増加させてセットポイントで測定された $E_b / (N_0 + I_0)$ を維持させる。これが失敗して過大な FER が発生したら、チャネルスケジューラ 12 はチャネル条件が品位を落とし、移動局 6 をチャネル条件が改善するまで保持状態とする。

同一のセルスケジュールタスクからのものでないセルにより受信される出力 P_r は、一又はそれ以上の先のスケジュール期間からの測定により、セルにより受信された全ての出力からスケジュールドタスクのための出力を減じることにより、以下のように予想されることがある：

$$\hat{P}_r = P_{total} \left(1 - \sum_{i=1}^M \gamma_i \frac{R_i}{W} \right) \quad (11)$$

\hat{P}_r は次期のスケジュール期間のための同一セルのスケジュールドタスクか

らのセルにおける予測された受信出力であり、 P_{total} は先のスケジュール期間にセルにより受信した全ての出力である。 \hat{P}_i は他のシステム測定から予測されるものである。式(10)における P_i の式(11)の \hat{P}_i との置き換え

と再配置、リバースリンクのキャパシティは、以下のように表される。

$$\sum_{i=1}^M \gamma_i \frac{R_i}{W} \leq 1 - \frac{P_{total}}{P_{max}} \cdot \left(1 - \sum_{i=1}^M \gamma_i \frac{R_i}{W} \right) \quad (12)$$

式(12)は、リバースリンクキャパシティ、例えば次期スケジュール期間に配置されることができるデータ転送レートは、先スケジューリング期間からの情報に基づき決定することができる。式(12)の右側の項は、次期スケジュール期間のリバースリンクキャパシティを示しており、これは先のスケジュール期間からの情報に基づくものである。

スケジュールタスクのためのデータ転送レートの配分において、 P_{max} の値は、スケジュールすべき全てのリバースリンクキャパシティを調整するべく使用されることができる。 P_{max} は、 P_{total} 又はFERの統計に応じて調整されることがある。例えば、平均化されたFERは P_{total} が増加するか高くなりすぎるとき、チャネルスケジューラ12は次期スケジュール期間に P_{max} を低減させ、これにより低ローディングにおいてFERを改善する。

V. ソフトハンドオフ

任意のタイミングにおいて、CDMAネットワーク内の全ての移動局6はセル間においてソフトハンドオフが可能である。ソフトハンドオフ通信の各移動局6は、二つ又はそれ以上のセルと同時に通信が可能である。CDMAシステムでのソフトハンドオフ通信の使用は、USパテントNo. 5, 267, 26

1において詳細に述べられている。

最大スケジュール通信レートへの割当において、チャネルスケジューラ12は、ソフトハンドオフへ参加する各セルが式(2)の制約を満足させることを保証する。各スケジューリング間隔のスタートにおいて、セレクタ素子14は、各移

動局6のCDMAネットワーク中の動作中のセットをチャネルスケジューラ12へ転送する。動作中のセットは、移動局6と通信をしているセルのリストを含んでいる。動作中のメンバの各セルにおいて、チャネルスケジューラ12はセルによりサポートされる最大の転送レートを計算する。動作中のメンバーセット上の全てのセルからの最大のサポート可能なレートは、可能なデータ転送レートのリストを形成する。式(2)は、全てのセルに対して満足されてなければならないので、最大サポート可能転送レートからの最小データ転送レートは、式(2)の制約を満足させる。このように、特別の移動局6へ最大転送レートを割り当てることが可能な最大転送レートは、最大サポート可能転送レートのリストの最小値である。

VI. データ列サイズ

移動局6の列サイズは、最大スケジュールド転送レートを割り当てる際に考慮される。列サイズは、データを受けたときの移動局6により転送されるべきデータの量を表示するものである。それぞれのスケジュール期間のスタートにおいて、全てのスケジュールタスクの列サイズは、チャネルスケジューラ12へ送られる。チャネルスケジューラ12は、列サイズに応じる高速転送レートを割り当てる。例えば、チャネルスケジューラ12は、列サイズが所定値よりも大きいときには高速転送レートを割り当てる。さもなくば更に、チャネルスケジューラ12は、列サイズの変化のレートが他の所定スレッショルドを越えていれば、高速転送レートを割り当てることができる。更に、チャネルスケジューラ12は、移動局6の列サイズが最大列サイズに近づくと高速転送レートを割り当てることができる。この点において、チャネルスケジューラ12は、貯蔵キャパシティの制限に近づいている移動局6の補助を行うことができ

る。

模範的な実施形態において、チャネルスケジューラ12は最小転送レートに割当を行うことで、Kフレームスケジュール期間において、列内のデータが転送されるものである。列サイズが小さいとき、チャネルスケジューラ12はタスクを無視する。なぜなら、少量データは、セルに通信する各移動局6に割り当てられ

る最大非スケジュール転送レートの中で転送されることがあるからである。

スケジュール遅延は、移動局 6 へ適用可能なデータが作られてから、高速で実際のデータ転送が行われるまでの間に存在する。スケジュール遅延は処理遅延にかんするものであり、模範的な実施形態において、この処理遅延は期間において 7 フレームとすることができます。模範的な実施形態において、列サイズはチャネルスケジューラ 1 2 へ各スケジュール期間のスタート位置にて転送される。チャネルスケジューラ 1 2 は、列サイズを調整することにより、遅延時間において予想可能な変化を考慮に入れる。特に、スケジュール遅延期間中セルに転送されるデータと、スケジュール遅延期間中に到着することがわかっている新データは、列サイズを調整する際に考慮される。更に転送されるべきデータは、列サイズを予測する際に考慮される。

スケジュール遅延期間中に転送されたデータ量は、スケジュール遅延の各フレームにて移動局 6 に割り当てられる最大スケジュール転送レートを合計することにより予測することができる。これは列サイズの適度に正確な調整であり、ほとんどの場合、移動局 6 は最大スケジュール転送レートにて転送が行われる。移動局 6 が例えば不十分な転送出力しかなくて低転送レートでデータを転送したら、実際の列サイズは調整した列サイズよりも大きいものになる。列での追加データの転送は、続いて起こるスケジュール期間において、スケジュールを決定することができる。

FIG. 10において、フレーム k にて、移動局 6 は転送すべきデータの列サイズを測定する。フレーム $k + 1$ にて、移動局 6 は列サイズをチャネルスケジューラ 1 2 へ送る。スケジュール遅延により、チャネルスケジューラ 1 2 は、高速転送レートでのデータ転送がフレーム $k + 7$ となるまで始まらないこと

を知っている。チャネルスケジューラ 1 2 は、列の幾つかのデータがスケジュール遅延中のフレーム $k + 1$ からフレーム $k + 6$ の間に転送されることを知っている。スケジュール遅延でのデータ転送は、最大スケジュール転送レートかそれ以下において行われ、フレーム $k + 1$ から $k + 6$ に割り当てられる。これによりチャネルスケジューラ 1 2 は、転送されるべきデータの量をフレーム $k + 1$ からフ

フレーム $k+6$ に間に減じることで、列サイズをフレーム $k+7$ において調整する。チャネルスケジューラ 12 が知っているデータは、フレーム $k+1$ から $K+6$ の間であって移動局 6 が計算された列サイズに加えられるときに到着する。

VII. 高速データ転送

本発明のリバース・リンク・レート・スケジューリング方法と装置は、可変レートデータ通信が可能な通信システムに適用することができる。例えば本発明は、CDMAシステム、グローバルスター（GLOBAL STAR）システム、時分割マルチプルアクセス（TDMA）システム、又は周波数分割マルチプルアクセス（FDMA）システムに適用することができる。本発明の信号可変レートチャネルのコンセプトを使用したCDMAシステム又は他の可変レート通信システム又は固定レートを有するマルチプルチャネル又は可変又は固定レートチャネルのコンビネーションは、本発明の範囲に属するものである。

第1実施形態において、高速データ転送は、信号可変レートチャネルを越えて発生するものである。セルに伴う呼び出し開始の間、移動局 6 は、可変レートチャネル上の 1 (又は 9.6 Kbps) の最大非スケジュール転送レートが割り当てられる。従って、移動局 6 は非スケジュール転送が 1 までのどのレート、1/8 レート、1/4 レート、1/2 レートそして 1 においても可能となる。移動局 6 は、チャネルスケジューラ 12 により許されない限り、高い転送レートにて転送を行うことはできない。この方法で使用された可変のレートチャネルは、明細書中の通信チャネルに言及するものである。高速データ通信において、1 よりも大きい移動局 6 が最大スケジュール転送レートが割り当てら

れる。移動局 6 は次に、高速データ転送のために、最大スケジュール転送レートに至る高速レートにて転送を行なう。

第2実施形態において、高速データ転送は通信チャネルと第2コードチャネルに応じるマルチプルチャネルで行われる。転送チャネルは、セルにセットアップするコールの間、各移動局 6 へ割り当てられ、1 の最大非スケジュール転送レートへと非スケジュール転送が割り当てられる。高速データ転送に使用するコンセプトと第2コードチャネルの履行とが、“フォワードリンクレートスケジューリ

ング”というタイトルの1997年2月11日ファイルされ、引例として本発明に合体したU.S.パテントNo. 08/798, 951に、詳細に説明されている。

模範的な実施形態において、チャネルスケジューラ12は、第2コードチャネルのセットに最大スケジュール転送レートを等しくするものである。移動局6は、割り当てられた第2コードチャネルを越えて転送されるべく指示される。割り当てられた第2コードチャネルの同一性は、第3実施形態の一つにある移動局6へ転送される。第1実施形態において、各第2コードチャネルの同一性は、各スケジュール期間にて移動局6に転送されている。これは、多くのオーバーヘッドを要求しているが、非常に柔軟性を許している。

第2実施形態において、第2コードチャネルはチャネルセットにグループ分けされ、第2コードチャネルの固有のグルーピングにより定義される。チャネルセットの定義は、セルと通信するステージをセットアップする呼び出しの間、又はソフトハンドオフのステージをセットアップする呼び出しの間、移動局6へ転送される。チャネルスケジューラ12は最大スケジュール転送レートを割り当て、最大スケジュール転送レートに応じたチャネルセットを選択する。チャネルセットの特性は、移動局6に転送される。この実施形態は、第1実施形態よりも少ないオーバーヘッドを要求しており、各第2コードチャネルのアイデンティティは含まずに、チャネルセットのアイデンティティだけが移動局6に転送される。

第3実施形態は、第2実施形態の部分集合である。各チャネルセットは、ワラッシュコードと、1からNの第2コードチャネルからなるチャネルセットN

の数とにより定義される。定義された転送レートは、ワラッシュコードと同等になり、ワラッシュコードは移動局6に転送される。高い転送レートは、第2コードチャネルと高いワラッシュコードとに同等となる。移動局6は、ワラッシュコードに関連づけられた全ての第2コードチャネルを越えて転送される。例えば、ワラッシュコード5は第2コードチャネル1から5に等しい。ワラッシュコード5の割当は、移動局6が第2コードチャネルの1から5を通じてデータを転送できることを示している。移動局6が低転送レートにて例えば三つの第2コードチャ

ネルにて転送することを決めると、移動局6は、ワラッシュコード3をセルに転送し、第2コードチャネル1から3を利用して転送する意志を示す。

VIII. 第2コードチャネルのコード化と復調

上述した第2実施形態において、高速データ転送は第2コードチャネルを越えて発生し、リバースリンクのための第2コードチャネルのエンコード処理と変調処理とが以下に述べられる実施形態により成し遂げられる。他の実施形態は、リバースリンク上の第2コードチャネルを利用してデータ転送が可能である。第1実施形態は、上述されたUSパテントNo. 08/654, 443により詳細に説明される。エンコーダとモジュレータは、本発明の理解を与えるため、以下に説明される。

第1実施形態のエンコーダ72の模範的なブロックダイアグラムは、FIG. 4に示されている。データソース70は、セルに転送される情報の大規模な量を含んでいる。データはBPSKとQPSKチャネルエンコーダ104と106に、DEMUX102を通じて供給される。DEMUX102は、ソース70からのデータをデマルチプレクスし、選択されたBPSK又はQPSKチャネルエンコーダ104と106へ供給する。BPSKとQPSKエンコーダ104と106は、データをコード化し再命令し、エンコードデータをモジュレータ74に供給する。選択されるべきチャネルエンコーダのタイプ、BPSK又はQPSKは、システム設計に基づいている。エンコーダ72は、BPSK

チャネルエンコーダ104のバンク、QPSKチャネルエンコーダ106のバンク、又はBPSKとQPSKチャネルエンコーダ104、106のコンビネーションにより構成されている。

BPSKチャネルエンコーダ104の中において、データソース70からのデータは、複数データフレームに仕切られており、CRCジェネレータ110に供給される。CRCジェネレータ110は、データフレームのCRCビットを供給し、コード末尾を挿入し、回旋エンコーダ112へCRCエンコードデータを供給する。回旋エンコーダ112は、回旋的にCRCエンコードデータをエンコードする。模範的な実施形態において、回旋エンコーダ112は強制的な長さK=

9と1/4レートとを有しているが、他の強制的な長さとレートを使用することができます。AK=9、レート1/4のエンコーダは、音声データのリバースリンク転送内で使用されるレート1/2とレート1/3のエンコーダを越える追加コーディングゲインを供給する。ブロックインターバル114は、コード化されたビットを受け、時間の多様性を供給するビットを再命令する。時間の多様性は、セルにより受信された爆発性のエラーを拡張し、セルにおいてビテルビ (Viterbi) デコーディングのパフォーマンスを改善する。

可変スタート位置リピータ116は、インターバルデータを受け、各ビットをN_b回繰り返し、307.2Ksp/sの一定出力のシンボルレートを供給する。

IS-95A標準に従って、各エンコードチャネルフレームは、20msの長さを有しており、307.2Ksp/sシンボルレートにおいて6,144シンボルに相当する。N_bの値が整数でなければ、最終的な反復はコード化されたデータの一部に対してのみ行われる。模範的な実施形態において、可変スタート位置リピータ116は、各データフレームに対する反復を開始する異なる開始位置を用いる。最終的な反復されたシンボルは、BPSKマッピング部118に供給され、ここでは+1又は-1の値を各リピートされたシンボルへ供給する。

QPSKチャネルエンコーダ106は、BPSKチャネルエンコーダ104とほとんど同等の方法にて機能する。データソース70からのデータは、DEMUX102を経由してデータフレームへ分割され、CRCジェネレータ13

0に供給される。CRCジェネレータ130ブロックは、データフレームをコード化し、CRCエンコードデータを回旋エンコーダ132へ供給する。回旋エンコーダ132は、回旋的にCRCエンコードデータを1/4レートのK=9のエンコーダによってエンコードするが、他のレートや強制的な長さを使用することもできる。ブロックインターバル134は、コード化されたビットを受信し、ビットを再命令し、インターバルデータを可変スタート位置リピータ136に供給する。可変スタート位置リピータ136は、各ビットをN_b回反復し、614.4Ksp/sの固定出力シンボルレートを入手する。反復されたシンボルは、QPSKマッピング部に供給され、ここでは反復されたシンボルが二つにグルーピング

グされ、 i_n 相 ($QPSK_i$) とクワドラチュア (quadrature) ($QPSK_o$) の出力として、4つの可能な状態の一つが発生される。例えば、シンボルが繰り返される (0, 0) のグルーピングは、 $QPSK_i = -1$, $QPSK_o = -1$ に対応することができ、シンボルが繰り返される (0, 1) のグルーピングは、 $QPSK_i = -1$, $QPSK_o = +1$ に対応することができ、以下、同様に続く。 $QPSK_i$ と $QPSK_o$ の出力におけるシンボルレートは、307.2 Kbps である。

第1実施形態の他の形態として、データソース 70 からのデータは一つの CRC ジェネレータ 110 に直接供給され、ここでは転送されるデータフレームのための CRC ビットを供給する。CRC コード化データは一つの回旋エンコーダ 112 に供給され、ここでは回旋的に CRC コード化データをコード化する。コード化ビットは、一つのブロックインタリーバ 114 に供給され、ここでは時間多様性を供給するべくコードビットを再命令する。インタリーバされたデータは、DEMUX 102 を通じて可変スタート位置リピータ 116 のブロックに供給される。CRC ブロックエンコードと、回旋エンコードと、全ての BPSK と QPSK チャネルエンコーダのための一つの CRC ジェネレータ一つの回旋エンコーダ一つのブロックインタリーバによる 1 セットをもつブロックインタリービングとを結合することは、ハードウェア設備を縮小化するものである。

移動局 6 内のモジュレータ 74 の模範的なブロック図が FIG. 5 に示されて

いる。エンコーダ 72 からの BPSK, $QPSK_i$, $QPSK_o$ 出力は、モジュレータ 74 に供給される。各 BPSK 出力は、固有の BPSK ワラッシュモジュレータ 146 に供給される。BPSK ワラッシュモジュレータ 146 において、BPSK コード化データは、固有のワラッシュコードによりマルチプライア 150 によって変調され、固有のゲインによりゲイン調整 160 を用いて増幅される。例えば、 $BPSK_i$ 出力は、ワラッシュコード W_i により変調され、ゲイン B_i により増幅される。同様に、各 $QPSK_i$ と $QPSK_o$ の出力ペアが固有の QPSK フラッシュモジュレータ 148 に供給される。QPSK ワラッシュモジュール 148 において、QPSK コード化データは、固有ワラッシュコードによりマルチプライア 152-156 を用いて変調され、固有ゲインによりゲイン調整 162

—166を用いて増幅される。例えば、QPSK_{II}とQPSK₀出力ペアは、ワラッシュコードW_{II+1}により変調されゲインQ₁により増幅される。ゲイン調整158は指標（Pilot）信号を受信し、この信号は模範的な実施形態において、正の論理電圧に関連するロジックレベルを有しており、ゲインPに応じた増幅を調整する。この指標（Pilot）信号は、参照キャリア信号を供給するだけであり、この信号は、基地局4内のRFユニット42が残っているBPSKとQPSKチャネル上のデータを首尾一貫して復調する。

変調されたワラッシュコードと調整されたQPSK_I信号ゲインが、合計器168aにより一緒に合成される。同様に、変調されたワラッシュコードと調整されたQPSK₀ゲイン信号が、合計器168bにより合成され信号X₀を形成する。変調されたワラッシュコードと調整されたゲインBPSK信号、調整されたゲイン指標ゲイン信号、合計器168aの出力は、合計器170により合計され信号X₁を形成する。

続く信号処理機能は、信号X₁とX₀とを長PNコードと短PN_IとPN₀コードとを伴い、PN復調信号を、QPSK復調信号の構成であるin-相(I)とクアドラチュア(quadrature)(Q)とに渡って平等に供給する。第1に、長PNコードはマルチプライア172bによる短PN₀コードにより変調され、信号LPN₀を供給する。

マルチプライア174と合計器176は、信号X₁とX₀とLPN_IとLPN₀コードの複雑掛け算を行う。複素数の虚数部分をjで表すと、二つの上述した複素数要素を乗算処理し、以下の式が得られる；

$$(X_1 + j X_0) \cdot (LPN_I + j LPN_0) = (X_1 \cdot LPN_I - X_0 \cdot LPN_0) + j (X_1 \cdot LPN_0 + X_0 \cdot LPN_I) \quad (13)$$

上記の結果を得るべく、信号X₁が最初にLPN_Iでマルチプレクサ174aにより変調されてX₁・LPN_Iが出力され、そして次にLPN₀によりマルチプレクサ174dにより変調されてX₁・LPN₀が出力される。次に、信号X₀がLPN_Iでマルチプレクサ174bにより変調されてX₀・LPN_Iが出力され、そして次にLPN₀によりマルチプレクサ174cにより変調されてX₀・LPN₀

が outputされる。四つの中間生成物は、合成器 176a と 176b により合成され、結果として生じる信号 $Y_1 = X_1 \cdot LPN_1 - X_0 \cdot LPN_0$ と、 $Y_0 = X_1 \cdot LPN_0 + X_0 \cdot LPN_1$ を得る。信号 Y_1 と Y_0 は、フィルタ処理され (FIG. 5 には示されない)、in-相シヌソイダル (sinusoidal) $COS(Wct)$ とクワドラチュア・シヌソイダル $SIN(Wct)$ とはミクサ 178a と 178b とによりそれぞれ変調される。ミクサ 178a からの I コンポネントとミクサ 178b からの Q コンポネントは、合成器 180 により合成され、結果として生じる QPSK モジュレータ出力がフロントエンド 62 へ供給される。

モジュレータ 74 は、公平に BPSK と QPSK チャネルエンコーダ 104 と 106 からデータを QPSK モジュレータ出力の I と Q 成分へ分配する。第 1 の例において、BPSK チャネルエンコーダ 104 が存在し、QPSK チャネルエンコーダ 106 が存在しないことを確認されたい。この例において、 X_1 は BPSK データを含んでおり、 $X_0 = 0$ である。式 (13) のこのような量を代える際、 $Y_I = X_1 \cdot LPN_1$ と $Y_0 = X_1 \cdot LPN_0$ とする。このように、BPSK チャネルエンコーダ 104 からの BPSK データは、異なる短 PN コードにより拡大され、平等に I と Q 構成要素へと分配される。

次の例において、QPSK チャネルエンコーダ 106 が存在し BPSK チャネルエンコーダ 104 が存在しない場合を想定しよう。この場合、 X_I は QPSK I データを含み X_Q は QPSK Q データを含んでいる。結果としての信号は、 $Y_1 = X_1 \cdot LPN_1 - X_0 \cdot LPN_0$ と、 $Y_0 = X_1 \cdot LPN_0 + X_0 \cdot LPN_1$ となる。このように、QPSK_I データが異なる短 PN コードにより拡大され、I と Q 成分の間に平等に分配される。同様に、QPSK_Q データは異なる短 PN コードにより拡大され、I と Q 成分の間に平等に分配される。 Y_1 の式の中のマイナスの符号は、複雑乗算処理 (complex multiply operation) に由来するものである。

上述したように、BPSK 又は QPSK チャネルエンコーダの数はシステムサインにより選択されるものである。模範的な実施形態において、ひとつの BPSK ワラッシュモジュレータ 146 は各 BPSK チャネルエンコーダ 104 へ割り当てられ、一つの QPSK ワラッシュモジュレータ 148 は各 QPSK チャネル

エンコーダ106へ割り当てられる。BPSKチャネルエンコーダ104とBPSKワラッシュモジュレータ146は、明細書を通じて集合的に第2コードチャネルとして参照される。

第1実施形態にて、BPSKとQPSKとを介して、反復値 N_1 と N_0 との切換によりデータ転送が適宜行われる。指標のトーンの含まれたものにより、部分的な首尾一貫した復調を用いて、FERパフォーマンスを改善する。指標のトーン(tone)によって、リバースリンクは同一のFERパフォーマンスのための低い $E_{bi} / (N_0 + I_0)$ によって動作される。同様に、データ転送レートが高いとき、指標のトーンにより利用される転送出力のパーセンテージは、低いものである。第1実施形態の欠点は、QPSKモジュレータ出力がリバースリンク上の変調信号のためのIS-95A標準に一致しないということである。従って、第1実施形態に応じて復調された信号は、IS-95A標準に応じたCDMAシステムに対しては互換性がない。

第2実施形態のエンコーダ72とモジュレータ74が示された模範的なブロック図がFIG. 6に示される。第2コードチャネルは、第2のコードチャネルの間に直交性を供給するワラッシュコード拡張の使用によって、作られる。

この直交性は、関連信号を復調された第2コードチャネルに供給し、他の第2のコードチャネル上の関連信号を拡張することで、セルでの信号検出を改善する。ワラッシュコード拡張信号は次に信号マッピング処理を行い、IS-95A標準に応じて信号検出を改善する。結局、マッピング処理した信号は短PNコードにより拡大し、クワドラチュア(quadrature)拡大を供給し、再びセルにおいて信号検出を改善する。

FIG. 6において、データソース70からのデータはCRCジェネレータ140に供給され、ここにおいて転送されたデータフレームのCRCビットを供給しコード末尾ビットを挿入する。CRCコード化データは回旋エンコーダ142に供給され、ここでは回旋的にCRCコード化データをコード化する。コード化データはブロックインタリーバ144に供給され、ここではコード化ビットを時間多様性を供給するべく再命令する。インタリーバデータは、モジュレータ74に供

給される。

モジュレータ184において、コード化データはDEMUX146を介してワラッッシュコードモジュレータ182のバンクへ供給される。ワラッッシュコードモジュレータ182は、固有ワラッッシュコードによりコード化データを拡張し、コードチャネル間に直交性を供給する。ワラッッシュコード変調データは、直交モジュレータ184へ供給される。直交モジュレータ184は、ワラッッシュコードマッピングを用いた他の信号空間にマッピング処理する。入力ビットシーケンスは、6ビットのグループへグループ分けされる。各6ビットグループは、固有の64チップワラッッシュシーケンスを選択する。直交モジュレータ184aからのマッピングされた信号は、データバースト攪拌器186に供給される。データバースト攪拌器186は、移動局6が全レートよりも小さいレートにて転送して転送出力を減衰する際に、フロントエンド62内のトランスマッタをオフする。

ワラッッシュコードW₀は、全てゼロのシーケンス(0, 0, …, 0)として定義されているため、ワラッッシュコードモジュレータ182aは何ら機能しない。従って、第1ワラッッシュコードチャネルW₀は、ワラッッシュコードモジュレータ182aと、直交モジュレータ184aと、データバースト攪拌

器186とを有しており、リバースリンクのためのIS-95A標準により定義される信号処理に対応する。第2のワラッッシュコードチャネルW₁~W_Nは、ワラッッシュコードモジュレータ182、直交モジュレータ184を有しており、第1ワラッッシュコードチャネルW₀のパフォーマンスに衝撃を与えずに利用される。第1ワラッッシュコードチャネルと第2ワラッッシュコードチャネルとからの出力は合成器188により合成され、結果の出力がマルチプライア190により長PNコードによって復調される。長PNコード変調信号は、更に短PN₁コードとPN₀コードによってマルチプライア192aと192bによりそれぞれ拡大される。PN₁変調信号はミキサ196aによりin-相シヌソイダルCOS(Wct)によって合成される。PN₀変調信号は、ディレイ194を介して半チップだけ遅延し、ミキサ196bによりクワドラチュア・シニュソイダル(quadrature sinusoidal) SIN(Wct)と合成される。ミキサ196aからのI成分とミキサ

196bからのQ成分は、合成器198により合成され、結果としてOQPSKモジュレータ出力がフロントエンド62に供給される。この実施形態は、IS-95A標準に対応したリバースリンクの変調信号とバックワード互換性を有している変調信号が供給されるという利点を有している。各第2ワラッシュコードチャネルW₁ - W_nは、この明細書中の第2コードチャネルに関係している。

IX. CRCビット

IS-95Aに対応して、CRCビットは各データフレームに加えられ、セルのフレームエラーの発見を可能にする。CRCビットはIS-95Aによる多項式CRCに対応して供給される。特に、9.6Kbpsのデータ転送レートの間、多項式は、 $g(x) = x^{12} + x^{11} + x^{10} + x^9 + x^8 + x^4 + x + 1$ により特定される。各データフレームにおいて、12のCRCビットが付加される。本発明において、必要な確実な検出に基づいて、CRCビットの数を増加させ減少させることができる。更にCRCビットは、費用を追加するなら、フレームエラーの検出を非常に正確に行うことができる。反対に、CRCビット

トは、費用の追加を行わないのであれば、フレームエラーの検出の正確さは低下するだろう。

上述したように、ハードウェアの実施形態に基づいて、高速転送レートは一つの可変レートチャネル又はマルチプル第2コードチャネルの上に実現することができる。高速データ転送が第2コードチャネル上で実現する実施形態のためには、各データフレームは複数データ部分に分割させ、各データ部分はコードチャネルフレームにコード化され、第2コードチャネル上で送信される。CRCビットの発生に関する以下の議論は、第2のコードチャネルを用いた実施形態に対応するものであるが、コンセプトは他のハードウェアの実施形態に拡張することが可能である。簡単に言えば以下の議論は、各第2コードチャネルが最大非スケジュール転送レートにて転送することを仮定している。更に、第2コードチャネルと通信チャネルは、それぞれ一つのコードチャネルに参照されるものである。

実施形態において、高速データ転送がマルチプルコードチャネルにて行われ、マルチプルコードチャネルのためのCRCビットは少なくとも二つの実施形態

により与えられる。第1実施形態において、各データ部分はそれ自身のCRCビットのセットに添付され、IS-95A標準に類似している。この実施形態はコスト高を要求するものであるが各コードチャネルフレームにおいてフレームエラーの検出を行う。受信に失敗したコードチャネルフレームだけが再び送信される。

第2実施形態において、コードチャネルに基づいて転送されるデータフレームは、移動局6に割り当てられ、ここでは一つのフレームが一つのCRCジェネレータによりコード化される。発生されたCRCは幾つかのモードにおいて転送されることができる。第1モードにおいてデータフレームは上述したように複数のデータ部分に分割される。CRCビットは各データ部分に付加される。このように、各コードチャネルフレームは、データ部分とCRCビットを有している。第2モードにおいて、CRCビットは一つのコードチャネルフレームに基づいて転送される。最後のコードチャネルフレームを除く全てのコードチャネルフレームは、データ部分を探す。最後のコードチャネルフレームは、C

R Cビットと可能なデータとを含んでいる。第2モードは、CRCビットの時間の多様性を供給しており、セルにより検出されるフレームエラー検出を改善するものである。

セルにおいて、コードチャネルフレームは、データフレームへと再組立される。第2実施形態において、セルは全てのコードチャネルフレームが正確に受信できたかどうかを判断し、一又はそれ以上のチャネルフレームエラーが発生したかどうかを判断することだけはできる。セルはコードチャネルが受信に失敗したかどうかを判断することはできない。従って、データフレームエラーは、セルにより再度転送されるべき全てのコードチャネルフレームへその指示を出す。第2実施形態は、データフレームのために少ない数のCRCビットを使用できる利点を有している。

例として、高速データ転送は12コードチャネル上に実現する。第1実施形態において、12データのそれぞれの部分が12CRCビットの自身のセットに添付される。144CRCビットのトータルは、12コードチャネルフレームに必

要である。これらの144CRCビットは、各コードチャネルフレーム上のフレームエラーの検出を可能とする。従って、特殊なコードチャネル上のコードチャネルフレームは受信に失敗すると、エラーフレームだけが再度転送が必要となる。

第2実施形態において、全体のデータフレームはCRCビットの一つのセットによりコード化される。望ましくは、使用されたCRCビットの数は、第1実施形態において使用されたCRCビットの数よりも少ない。上述した例において、12コードチャネルフレームにおいて、使用されたCRCビットの数は少なくとも12であるが144よりは少ない。約12倍のデータビットが存在するため、より正確なフレームエラーの検出のためには、多くのCRCビットが必要になる。24CRCビットは、必要なレベルの正確さでエラー検出を可能とし、24CRCビットは、12CRCブロックに区分されることができ、それぞれのCRCブロックは二つのCRCビットを有している。一つのCRCブロックは、12データ部分のそれぞれに追加される。交互に、24CRCビットが一つのコードチャネルフレーム上に転送されることができる。セルにお

いて、データ部分と224CRCビットが再度集合される。セルは、全ての12コードチャネルフレームが正確に受信できたかどうかを決定できるだけである。もし、フレームエラーが示されれば、セルはコードチャネルフレームの一つが受信に失敗したかどうかを決定することはできない。従って、全ての12コードチャネルフレームは移動局6により決定されなければならない。120CRCビットをオーバーヘッド中に保存する間、セルはフレームエラーを検出することができるが、第1実施形態の正確さをもってはいない。第2実施形態は、少ないオーバーヘッドと過剰のコードチャネルフレームの再転送との間に取引(tradeoff)を要求される。

X. リバース・リンク・レートのスケジュール作成のタイミング

非スケジュール・タスクのためのリバース・リンク・キャパシティの正確な予測は、見積を用いる時点にできるだけ近い時点で予測を作成することで改善されるものである。予測を立てた時間から実際に使用する時間までの遅延時間の間、

ネットワークの状態は変わってしまう。例えば、他の移動局6が転送を開始し終了する、移動局6がネットワークに加わり又ははずれる、又はチャネル条件が変わっていくなどである。少ないフレームへの処理遅延を限定することで、スケジュールド・タスクのためのリバース・リンク・キャパシティの予測は十分に正確なものになる。模範的な実施形態において、処理遅延は、7フレームがそれ以下とする。

チャネル・スケジューラ12は、短い時間間隔にて予測を立てることができ、例えば短いスケジュール間隔を維持することにより、予測の正確さを改善することができ、チャネルスケジューラ12によりリバースリンク要求の変化に迅速に応答することができる。更に良好な実施形態において、予測はKフレーム毎に行われ、最大スケジュール・トランス・レートがKフレーム又は再配置されたフレーム毎に配置され、そして最大スケジュールド転送レートはKフレーム毎に移動局6へ転送される。

リバース・リンク・レート・スケジュールの模範的なタイミング・ダイアグラム

ラムがFIG. 10に示される。フレームkにおいて、移動局6はセルに転送される大きなデータ量を有している。移動局6は、データの列サイズとブロック300での移動局6の全体の転送出力を測定する。フレームk+1において、移動局6はブロック302にて情報をセルに転送する。フレームk+2にて、セルを保持する基地局4は情報を受信しブロック304にて選択部14へ転送する。フレームk+3にて、全体のCDMAネットワークの状態は、選択部14により測定され、チャネルスケジューラ12へブロック306にて送信される。模範的な実施形態において、CDMAネットワークのステータスは、各セルにおけるリバース・リンク・キャパシティと、スケジュールド・ユーザにより転送されるべきデータ量と、各移動局6への全転送出力と、各移動局6の動作中の数と、移動局6の優先度とを含んでいる。チャネルスケジューラ12は、最大スケジュールド転送レートを割り当てて、ブロック308にてスケジュール情報を選択部14へ送信する。最大スケジュールド転送レートは、フレームk+7にて利用される。

フレームk+4において、選択部14は、フレームk+5にてフォワードリンク

クで転送されるべきデータフレームを、ブロック310にてチャネル部40に転送する。チャネル部40は、ブロック312においてフレームk+4内の選択部14からのデータ・フレームを受信する。フレームk+5において、チャネル部40は、ブロック314においてスケジュール情報をフォワード・リンク上の移動局6へ送信し、この情報は、フレームk+7での最大スケジュールド・転送レートを含んでいる。フレームk+6において、移動局6はフォワードリンク信号を処理し、最大スケジュールド転送レートを決定し、もし必要なら、高速転送レートでのデータ転送のためのハードウェアを再検討をブロック316にて行う。フレームk+7にて、データが最大スケジュールド転送レートかそれ以下で、ブロック318にて、リバースリンク上で基地局4に転送される。

模範的な実施形態において、移動局6が基地局4に転送すべきデータが大量であると判断する時と高速転送レートにてデータ転送が行われる時との間の遅延処理は、7フレームが適当である。フレームkにて、移動局6は列サイズ

と全体の転送出力とを測定する。フレームk+7にて、移動局6は高速転送レートにて基地局4へデータを転送する。IS-95A標準に対応したCDMAシステムは、各遅延のフレームが20 msecの遅延を意味している。模範的な実施形態において、7フレームの遅延は、140 msecの遅延を意味している。この遅延時間は十分短く、リバースリンク上の他の通信の品位が深刻なまでに落ちることはない。更に、非スケジュールタスクのための必要なリバース・リンク・キャパシティの初期予測は、本発明において過度に厳密ではない、なぜなら、チャネルスケジューラ12の連続してリバース・リンクの使用をモニタし動的にスケジュールド・タスクの再配置を行う能力ゆえである。

上述した模範的な実施形態は、本発明の一つの形態を代表する。上述されたリバース・リンク・レート・ルーチンのタイミングでの他の変形例が考慮され、これは本発明の範囲のものである。例えば、ブロック304, 306, 308, 310, 312に代表される処理遅延は、FIG. 10に示すように、処理遅延を短くするためにハードウェアを有効利用することにより、三つのフレームの代わりに一つが二つのフレームに短くすることができる。

複数実施形態の一つにおいて、最大スケジュールド転送レートを含むスケジュール情報が移動局6へ転送される。第1実施形態において、フォワード・リンク上のコード・チャネル・フレーム上の一定ビットは、スケジュール情報として保存される。第2実施形態において、スケジュール情報は分離信号メッセージの使用により、スケジュール情報が転送される。データ転送レートの新たな配置があるときはいつでも、信号メッセージは移動局6に転送することができる。信号メッセージを転送する他の実施形態は、上述した実施形態の変形例かコンビネーションを使用して考慮することができ、これは本発明の範囲に含まれるものである。

リバース・リンク・レートスケジューリングと高速転送の模範的な図面が、FIG. 11に示される。上述したように、移動局6はセルとの通信期間に最大非スケジュールド転送レート（レート1）が割り当てられる。FIG. 11に示すように、移動局6は暇な時に1/8レートで通信を行い、データを転送するときに1レートで通信を行う。セルに転送するべきデータの残高は実線で表さ

れ、コード・チャネル・フレームの数として与えられる。コード・チャネル・フレームの数は、最大非スケジュールド転送レートとデータを転送する必要のあるフレームの数に等しい。例えば、20コード・チャネル・フレームは、レート1と20フレームオーバにより転送されるか、レート4と5フレームオーバで転送されることができる。以下の議論は、最初に論じられた実施形態に付属するもので、リバースリンクレートスケジュールがKフレームごとに実行され、転送レートがフレーム毎に再配置されることが述べられる。更に、移動局6は転送レートを一方的に減衰させることができる。以下の例は、実施形態に適用され、ここではリバース・リンク・レート・スケジューリングがフレーム毎に実行される。

FIG. 11に示される例において、移動局6は最大非スケジュールド転送レート（レート1）が割り当てられるが、移動局6は、フレーム1と2において転送されるべきデータを有していない。従って、移動局6はレート1/8にてリバース・リンク上で転送を行う。フレーム2において、移動局6はセルへ転送されるべき二つのコードチャネルフレームを受信する。移動局6は、フレーム3と4でレ

ート1にて一つのコード・チャネル・フレームを、フレーム3の最後において残務をゼロとするべく転送する。移動局6は、スケジュールを行わず、リバースリンク上でレート1に至るまでデータを転送する。フレーム2に受信したデータは、フレーム3にて直ちに転送される。レート1かそれ以下の直接的な転送は、移動局6からの信号をセルに直ちに送信することができる。例えば、TCP承認は、約40バイトを必要としており、ヘッダ圧縮により一つのデータフレームに対応させることができる。TCP承認は、一フレーム内のリバース・リンク上で転送を行うことができる。

フレーム5, 6, 7において、アイドルやデータ待ちがあるときに移動局6はレート1/8にて転送を行う。フレーム7において、移動局6はセルに転送すべき大規模なデータを受信する。フレーム8において、移動局6は列サイズをセルに送信し、全ての転送出力を移動局6へ送信する。フレーム10において、チャネルスケジューラ12は選択素子14から情報を受信しネットワークの状態に関する他の情報を集める（例えば、ネットワーク内の各セル

へのリバース・リンク・キャパシティ）。フレーム11において、チャネルスケジューラ12は、最大スケジュールド転送レートを割り当てスケジュールをセルに運ぶ。この例において、チャネルスケジューラ12は最大スケジュールド転送レートの4倍である最大スケジュール転送レート（レート4）を割り当てる。フレーム12において、セルはスケジュール譲歩を移動局6へフォワードリンク上で転送する。フレーム8から13の間に、移動局6はレート1にてデータを転送し、残務を26コードチャネルフレームへ転送する。フレーム13において、移動局6はスケジュール情報と高速転送レートでデータを転送するハードウェアとを受信する。高速データ転送は、最大スケジュールド転送レート（レート4）にて、フレーム14から19において行われる。

フレーム19にて、移動局6は列がほとんど空であり、2の転送レートはフレーム20での残りのデータの転送が必要であることを識別する。フレーム20にて、移動局6は二つの残りのコード・チャネル・フレームを低転送レートにて転送する。

列が空であることを理解すると、フレーム 21 にて、移動局 6 は最大スケジュールド転送レート（レート 4）にて、転送の終了を要求する。フレーム 21 にて、全てのデータを転送しながら、移動局 6 は、アイドル期間であり更なるデータを待っている間、レート 1/8、フレーム 21 にてデータを転送する。

上記の例は、移動局 6 へのデータが作られる時 (FIG. 11 のフレーム 7) と高速転送レート (FIG. 11 のフレーム 14) でデータ転送が行われる時との間の遅延処理のための 7 フレームが存在することを示している。この例は転送レートが各フレームにて移動局 6 により減衰されることができ、これにより各フレームでリバースリンクが十分に利用されることを示している。

X I. 優先順位割り当て

リバースリンクの利用を最大限とするべく、スケジュールドタスクの最大スケジュールド転送レートが、移動局 6 の優先順位に応じて移動局 6 に割り当てられる。リバースリンクキャパシティは最初に、最高優先順位を有する移動局

6 へ割り当てられ、最後に最低優先順位を有する移動局 6 へ割り当てられる。複数の要素は、移動局 6 の優先順位を決定するのに用いられる。以下の議論は、優先順位を割り当てる際に考慮される要素の模範的なリストを詳細に述べている。他の要素も考えられ、本発明の範囲のものである。

移動局 6 において優先順位を決定する重要な要素は、移動局 6 により要求される $E_b / (N_b + I_b)$ である。処理の必須レベルのための高い $E_b / (N_b + I_b)$ を要求する移動局 6 は、低い $E_b / (N_b + I_b)$ の移動局 6 よりも多くのキャパシティを消費する。実際の所、与えられたリバース・リンク・キャパシティにとって、移動局 6 により転送されるシンボルレートは要求された $E_b / (N_b + I_b)$ に反比例する。例として、要求される移動局 6 の $E_b / (N_b + I_b)$ が第 1 移動局 6 のそれよりも約 6 dB 大きいときは、第 1 移動局 6 により 38.4 K b p s でデータ転送をサポートするリバース・リンク・キャパシティは、第 2 移動局 6 (1/4 シンボルレート) による 9.6 K b p s でのデータ転送だけをサポートする。従って、低 $E_b / (N_b + I_b)$ を転送の際に要求する移動局 6 は、少ないキャパシティしか消費しないため、好都合である。

移動局6はマルチプルセルとのソフトハンドオフが可能である。ソフトハンドオフを行っている移動局6は、複数のセルが同時に移動局6をサポートするため、よりキャパシティを消耗することになる。従って、リバースリンク上のより高いスループット(throughput)は、ソフトハンドオフを行っている移動局6へ低い優先順位を割り当てるにより可能となる。同様に、ソフトハンドオフを行っている移動局6は概してセルのエッジ近くに存在しているため、セルにおいて1ビットに対するエネルギーと同じであっても、より多くの転送出力が要求される。

チャネルスケジューラ12においても、移動局6により必要とされる、セルへの転送エネルギー・パー・ビットを考えることができる。移動局6の転送出力は概して制限されており、リバース・リンク・レート・スケジュールは、移動局6の動作寿命を長引かせるためのバッテリパワーを保存しようと試みることができる。

最大スケジュールド転送レートの最善の割当は、移動局6が転送できるデータ量に基づいている。転送されるべきデータは、移動局6内に配置される列の中に保存される。このように、列のサイズは転送されるべきデータの量を表示している。各スケジュール間隔のスタートにおいて、全てのスケジュールドタスクの列サイズはチャネルスケジューラ12に転送される。スケジュールド・タスクの列サイズが小さければ、チャネルスケジューラ12は、レート・スケジュール・ルーティンからタスクを移動する。少量データの転送は、リバース・リンク上で最大非スケジュールド転送レートにて十分な時間内に完了することができる。チャネルスケジューラ12は、大量データの転送のために必要なときは、高速転送レートを割り当てるだけである。このように、各移動局6に割り当てられる最大スケジュールド転送レートは、転送されるべきデータの列サイズに大体比例する。

転送されるべきデータのタイプは、移動局6内の優先順位の割当におけるもう一つの重要なポイントである。いくつかのデータタイプは、時間に厳密さを要求しており、迅速な注意を必要とする。他のデータタイプは転送時の長い遅延に対応する。

大である。明らかに、高い優先度は時間に厳密なデータに割り当てられる。

例えば、必ず、転送されたデータの幾つかはセルにおいて受信が失敗する。セルは、コード・チャネル・フレームに追加されるC R Cビットを使用することで、フレーム・エラーを決定することができる。コード・チャネル・フレームが受信に失敗したとしたとき、エラー表示器はコードチャネルフレームのビットを立て、セルはフレームエラーの移動局6を知らせる。チャネル・スケジューラ12は次に、受信に失敗したコード・チャネル・フレームの再転送をスケジュールするか、又は、移動局6が再転送しセルに知らせる。セルでは、他の信号処理は、受信エラーしたコード・チャネル・フレームに基づいている。従って、チャネルスケジューラ12又は移動局6は、最初に転送されているデータよりも、再転送されるデータに高優先順位を割り当てる。

反対に、セルにより繰り返されるフレームエラーは、リバースリンクが損なわれていることを意味している。従って、受信に失敗したコード・チャネル・フレームの繰り返される再転送のためのリバース・リンク・キャパシティは、

浪費的である。この場合、移動局6は一時的にホールド状態に置かれ、又は低い転送レートが割り当てられる。ホールド状態において、高速転送レートでのデータ転送は、リバースリンク状態が改善されるまで保留にしておくことができる。移動局6は、最大非スケジュールド転送レートかそれ以下でまだデータ転送が可能であり、セルはリバース・リンクのパフォーマンスのモニタを続けることができる。リバース・リンク状態は改善された表示を受けて、チャネル・スケジューラ12はホールド状態から移動局6を取り除き、セルへ高速データ転送を再開させるべく指示する。

複数の移動局6へ優先順位を割り当てる際、移動局6に供給されるデータサービスに応じて移動局6を区別することが望ましい。例えば、価格体系が異なるデータ転送サービスに応じて確立される。高い優先度が与えられるサービスは、高額料金が設定される。価格体系に応じて、各移動局6のユーザは個々に優先度を決定し、これにより、ユーザが楽しめるサービスのタイプを決定できる。

移動局6の優先順位は、移動局6が既に経験した遅延時間の関数をも作ること

ができる。可変リバース・リンク・キャパシティは、最初に最高優先度を有する移動局6に割り当てられる。その結果、低優先度を有する移動局6は、より長い転送遅延を経験する。低優先度移動局6が経験する遅延量が増加すると、移動局6の優先度が上昇する。これにより、低優先度移動局6により転送されるデータが際限なく列の中に残ってしまうことを防止する。優先度の上昇がなければ、低優先度移動局6は耐え難い遅延を被ることになるだろう。優先度の上昇は、スケジュールされた高品質通信と非スケジュールドタスクが成し遂げられてシステムの目標が維持されるように、行われる。

それぞれの要素は、システムの目標が最大限となるセットに基づく異なるウェイトが与えられる。例えば、リバースリンク上のスループットを最高利用するべく、大きなウェイトが、移動局6が要求する $E_b / (N_r + I_r)$ と移動局6がソフトハンドオフを行うかどうかとに置かれる。このウェイト・スケジュールは、データタイプと移動局6の優先度は考慮しないので、公平性のシステム目的を損なうことはない。FERに基づく優先度を割り当てる模範的な式、

要求される $E_b / (N_r + I_r)$ の予測、ソフトハンドオフが以下のように表され
；

$$C_i = \frac{1}{(1 - Pe)} \cdot \sum_{j=1}^L \gamma_{i,j}, \quad (14)$$

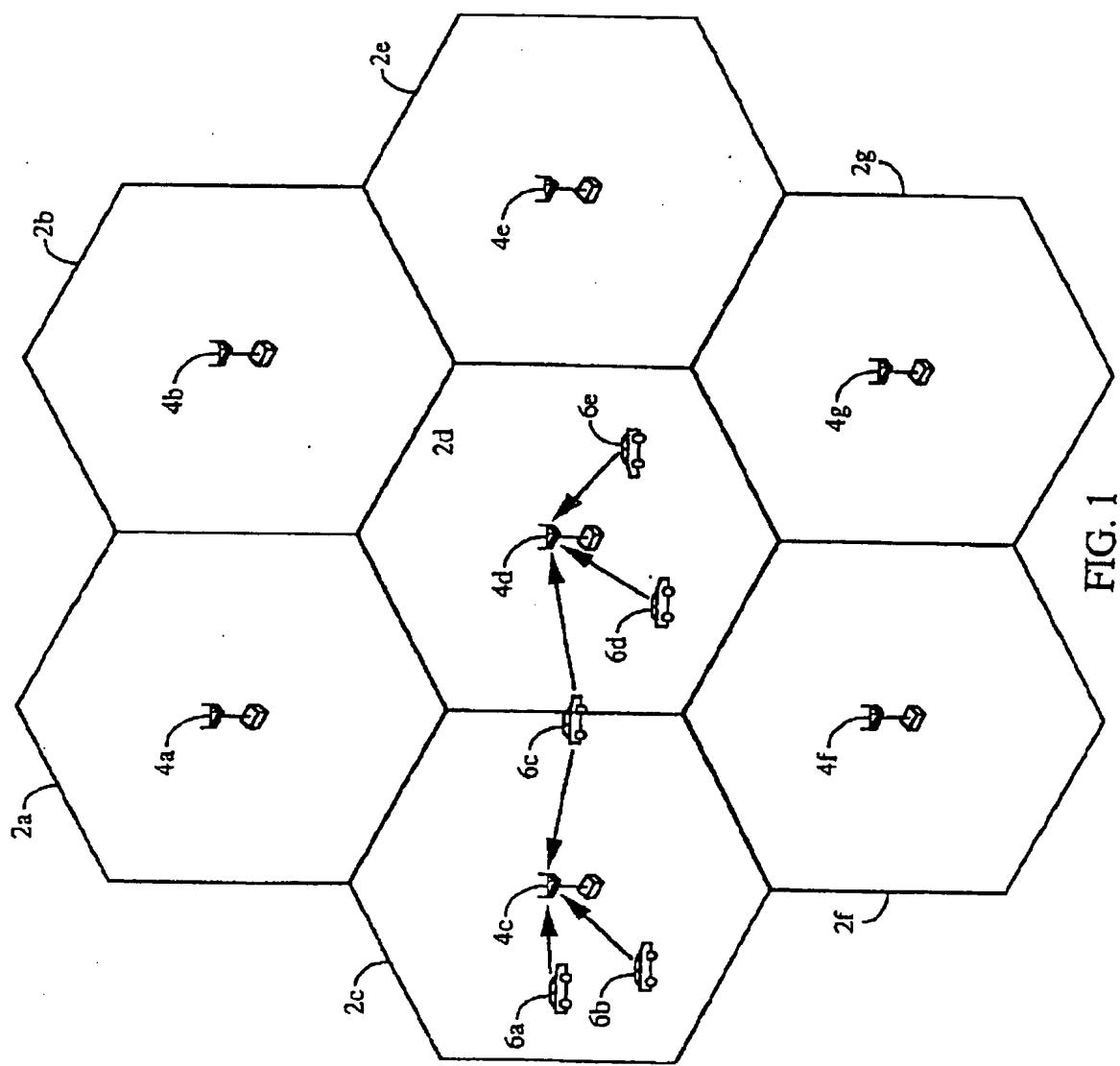
ここで、 C_i は i 番目の移動局6の優先度、 L はソフトハンドオフの移動局6をサポートするセルの数、 Pe はFER、 γ_i は要求された $E_b / (N_r + I_r)$ の予測となる移動局6のセットポイントである。この例として、 C_i の低い値は高い優先度に等しい。又、異なるウェイト要素をもつ他の式も考慮され、これも本発明の範囲に含まれる。

又他の例として、料金体系は、各移動局6上のユーザが個々に移動局6の優先順位を決定できるように設けられる。キャパシティに高額料金を払う意志は、重要度が高いことを示している。この場合、収益を最大にする試みと消費者の満足は、その転送が多くのキャパシティを要求するものであっても真っ先に転送を行う高額移動局6を実現するだろう。他のウェイティング案が、上述した要素を使

用して考えられ、更に他の要素に関してももちろん、システムの目的が達成される限り、これは本発明の範囲のものである。

上述した良好な実施形態の記述は、当業者が本発明を使用することを可能にするものである。これらの実施形態のそれぞれの変形例が容易に当業者に明らかになり、この中の広範囲の原理が発明的な能力を必要とせずに他の実施形態に適用することが可能である。このように、本発明は上述した実施形態に限定されるものではなく、本発明の原理と新規な特徴に応じた広い範囲に及ぶものである。

【図1】



【図2】

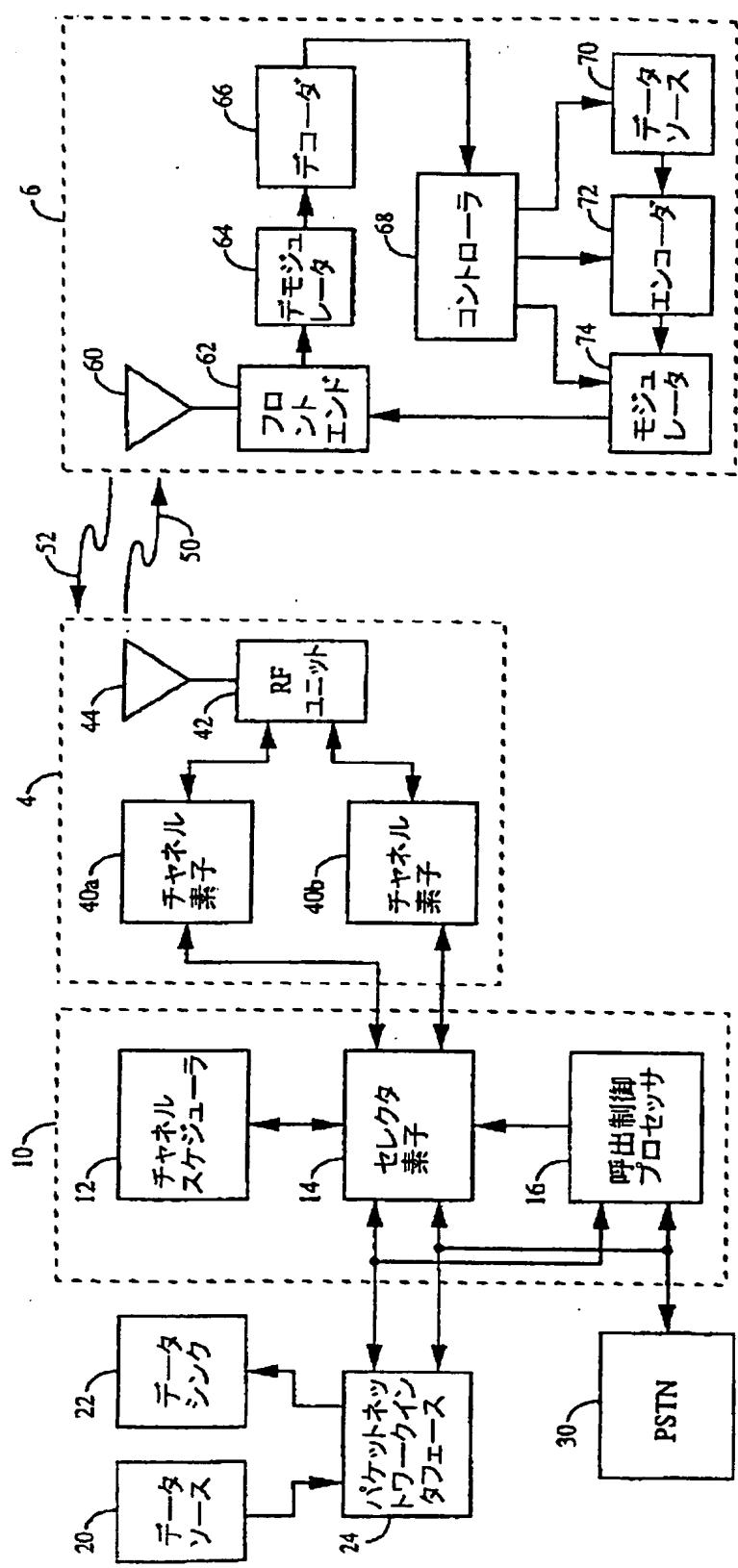


FIG. 2

【図3】

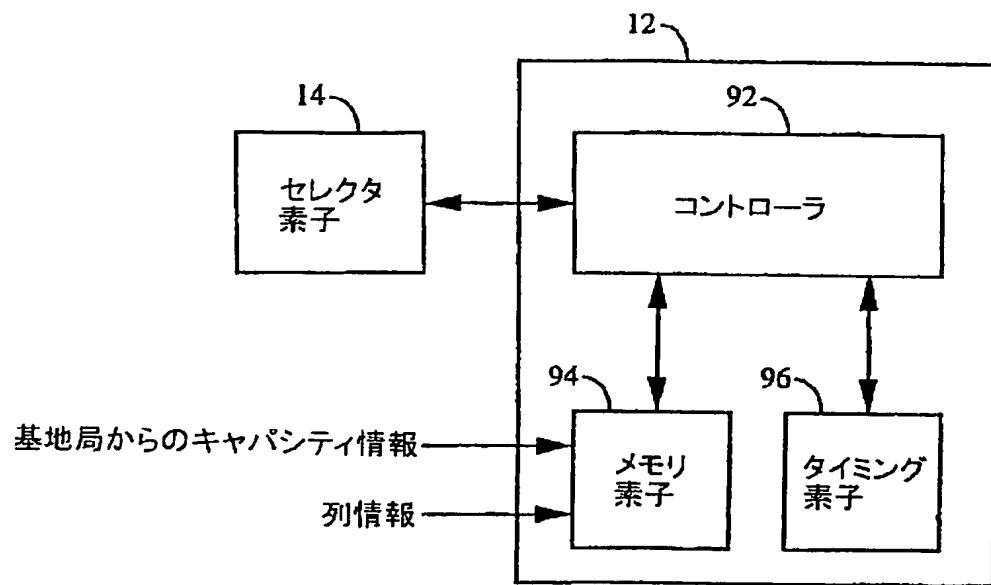


FIG. 3

【図4】

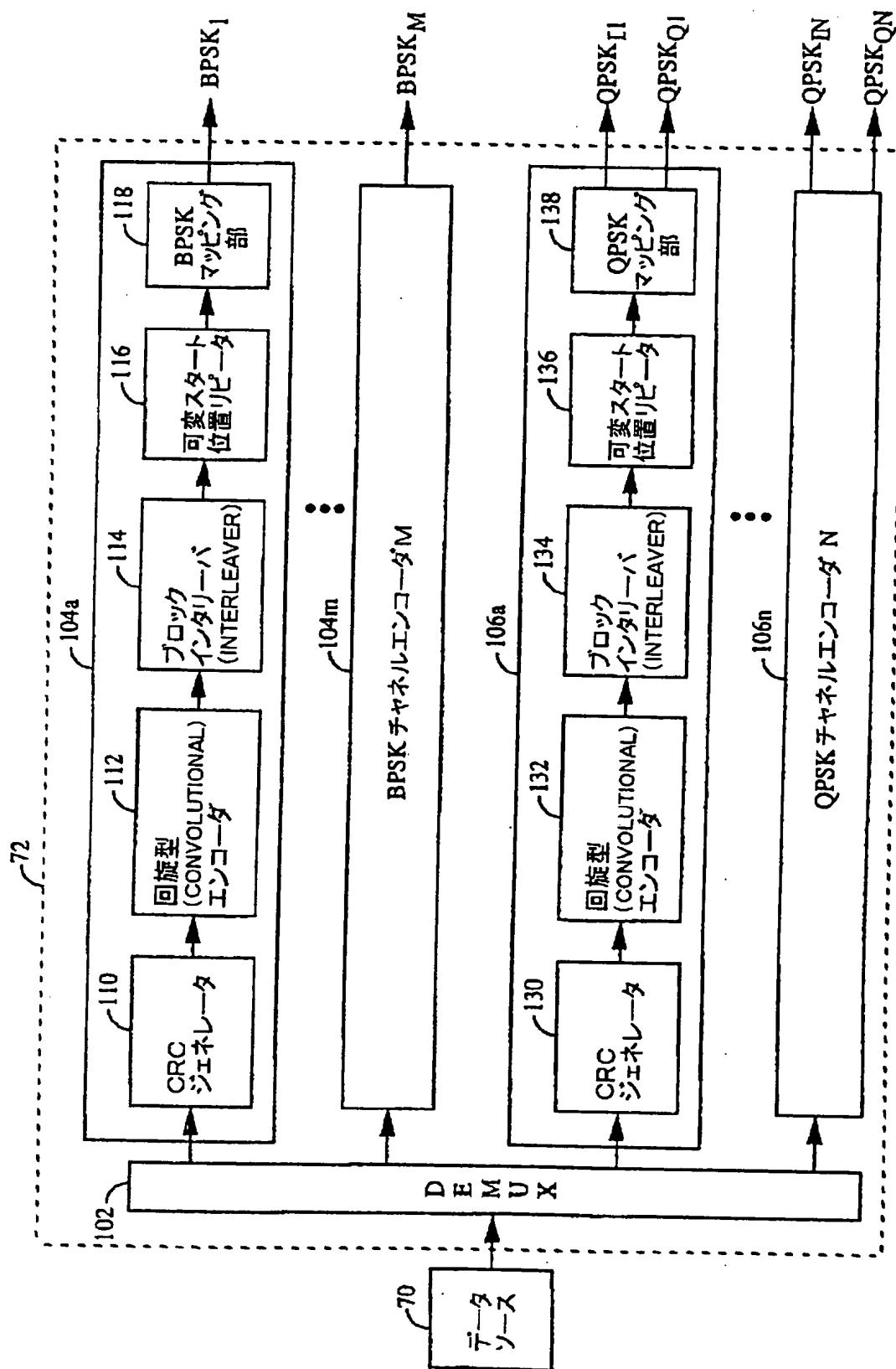
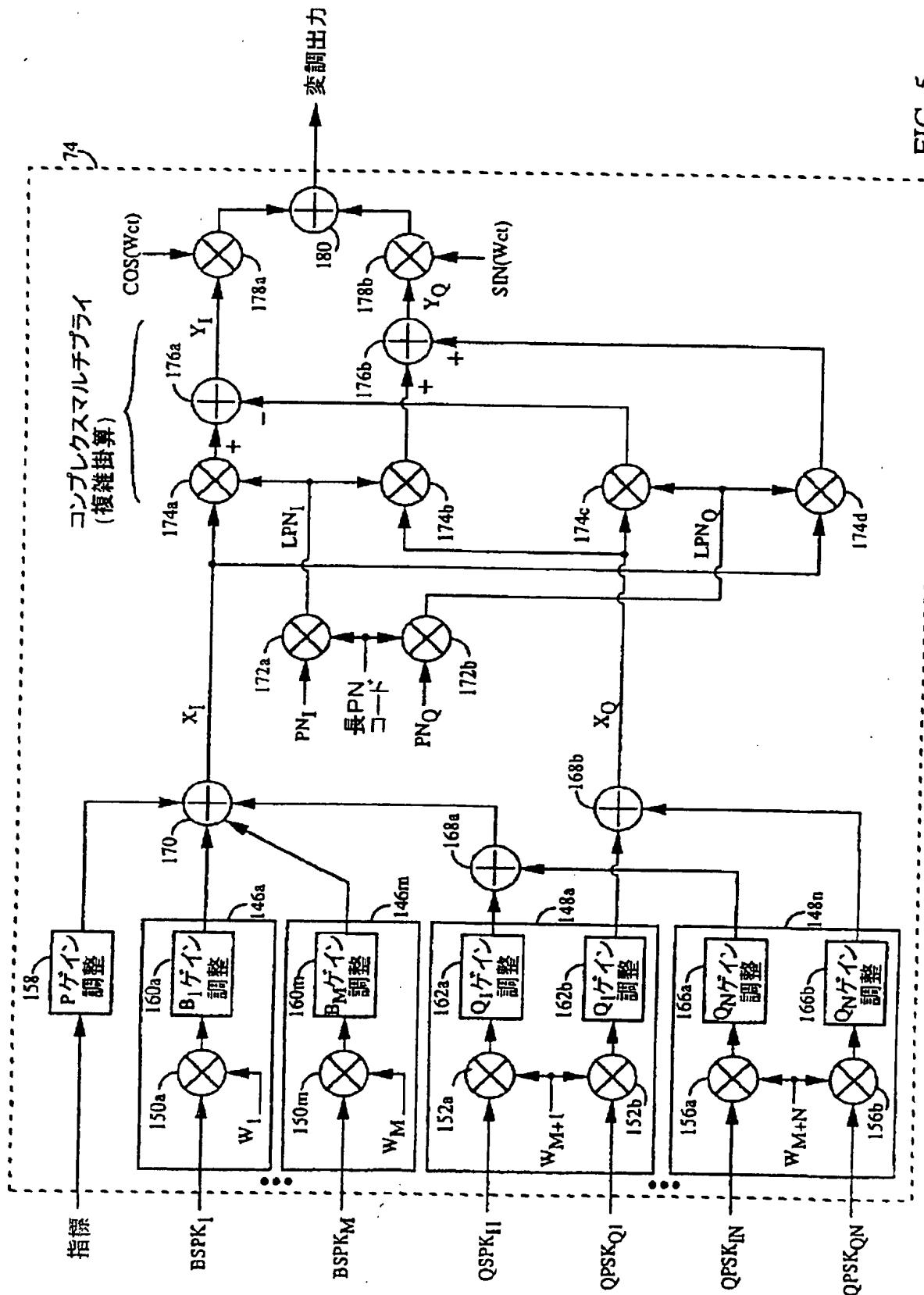


FIG. 4

【図5】



۵

【図6】

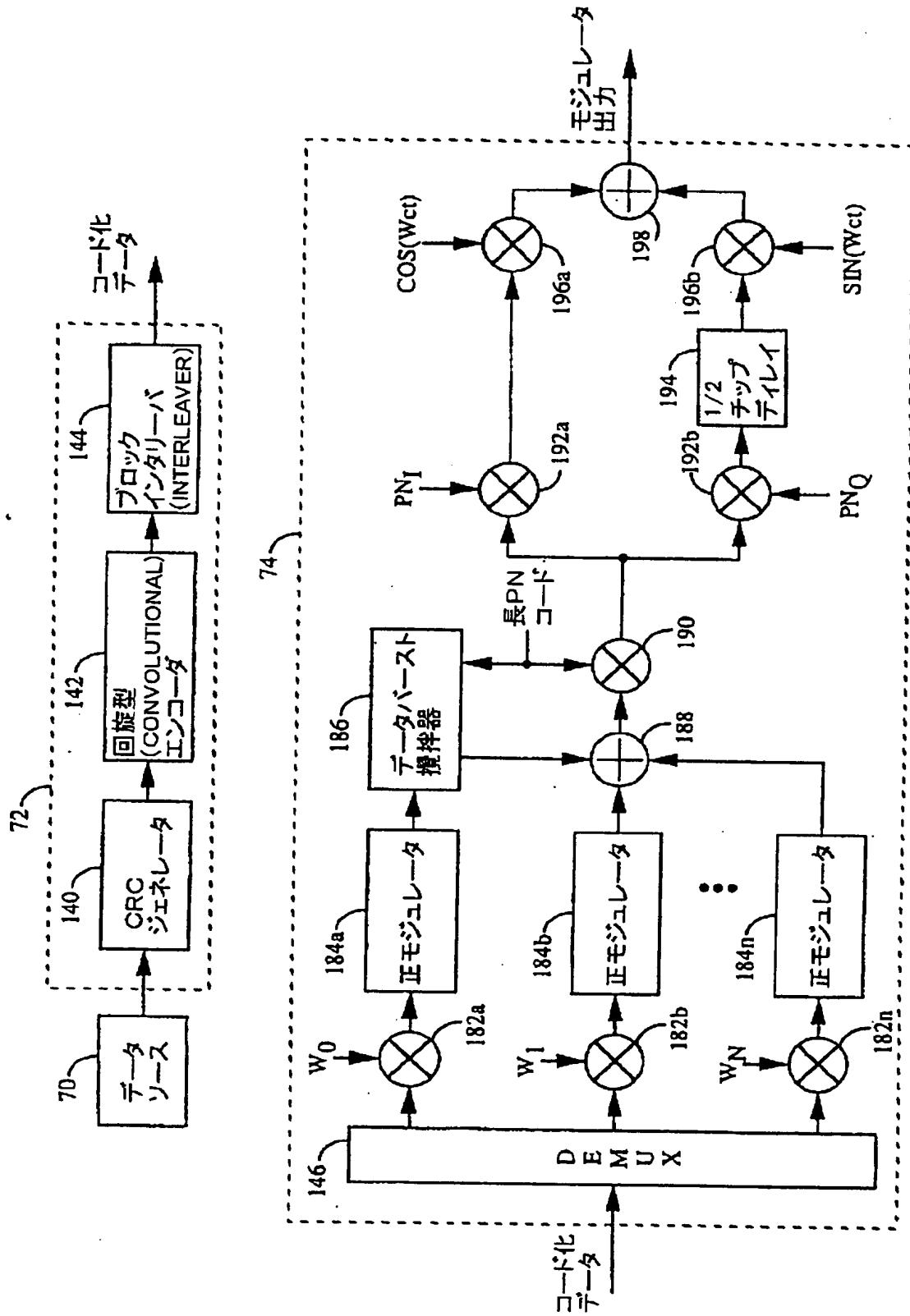


FIG. 6

【図7】

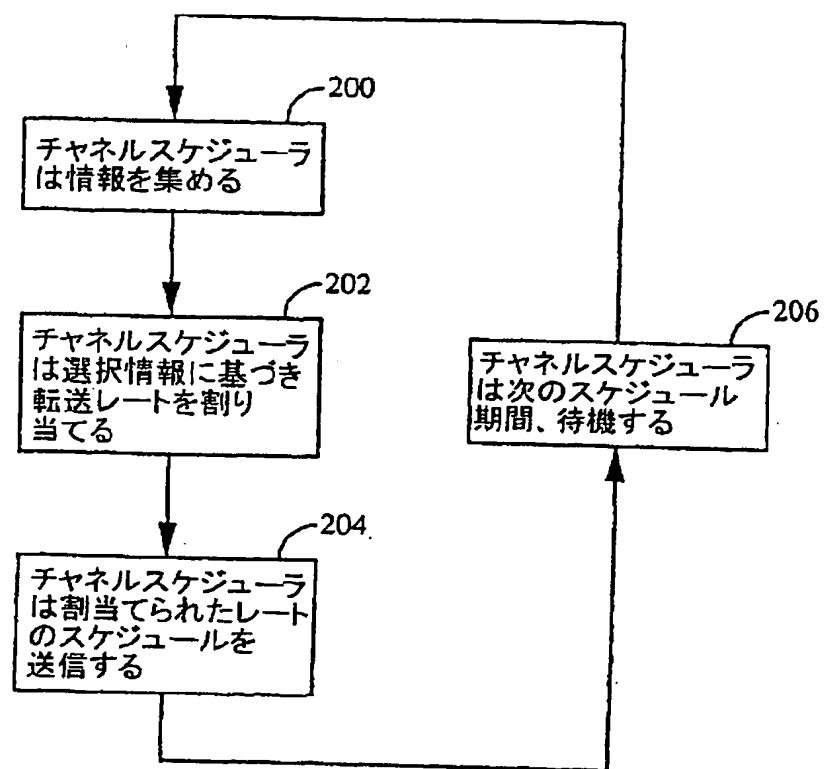


FIG. 7

【図8】

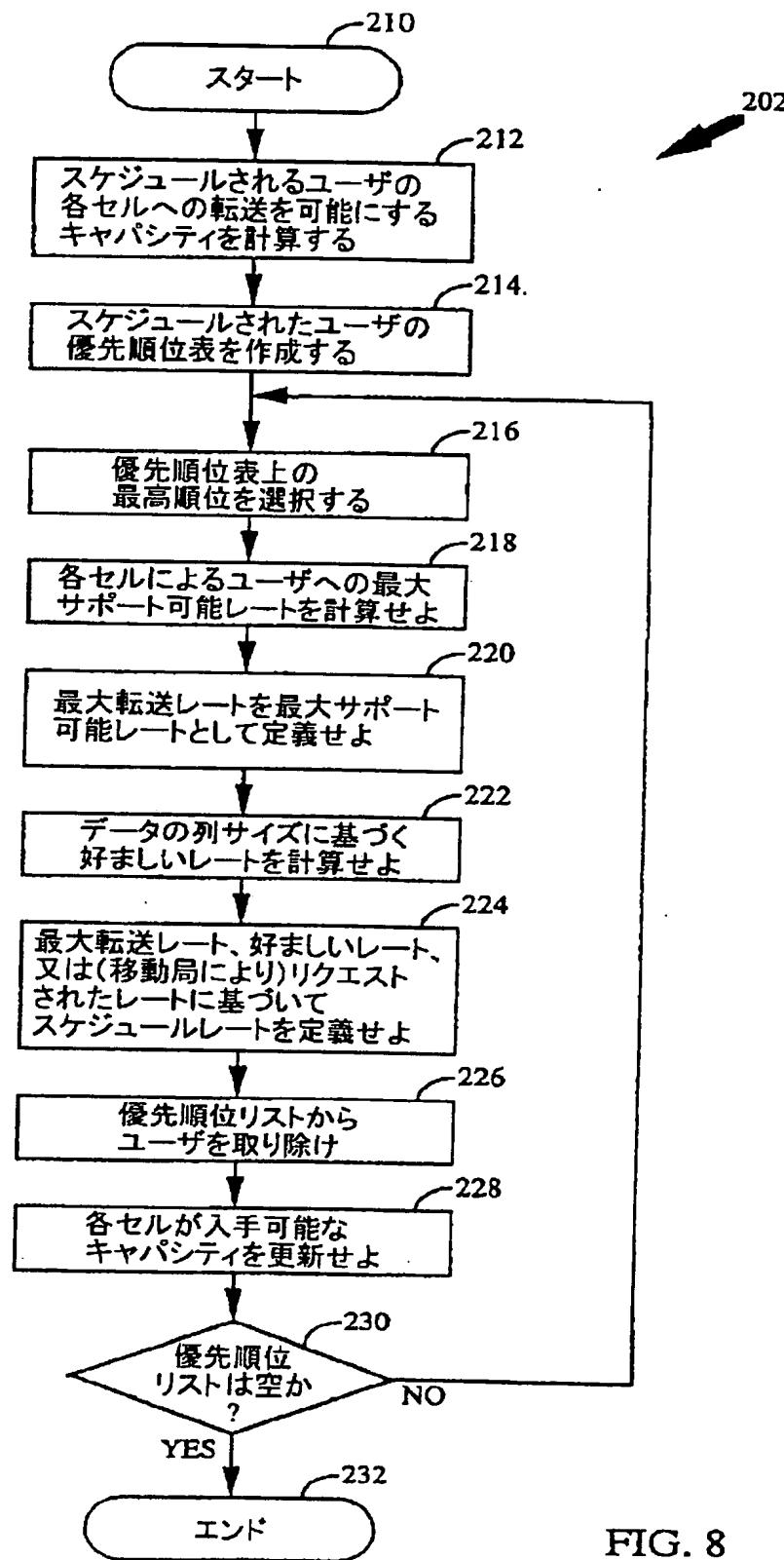


FIG. 8

【図9】

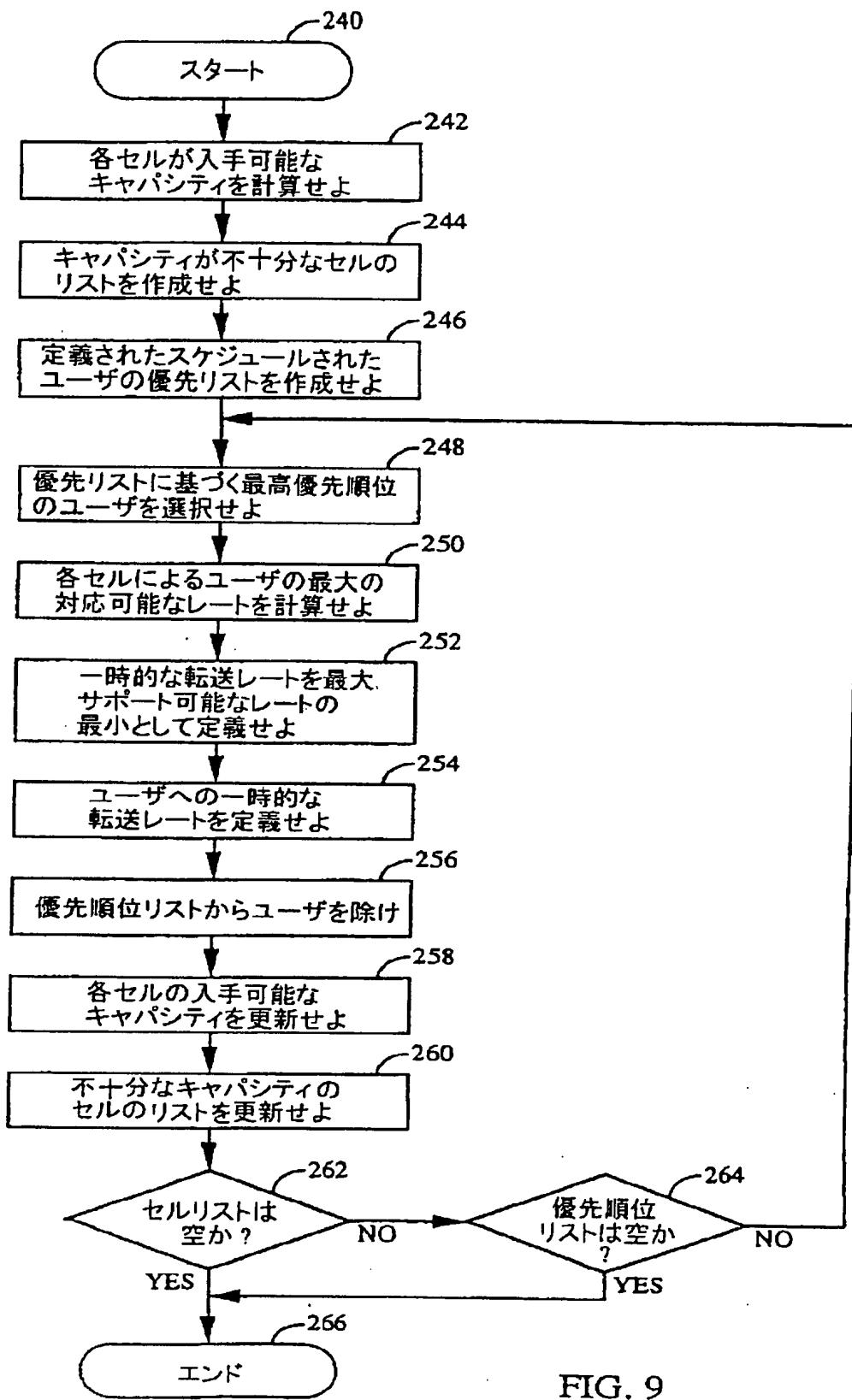


FIG. 9

【図10】

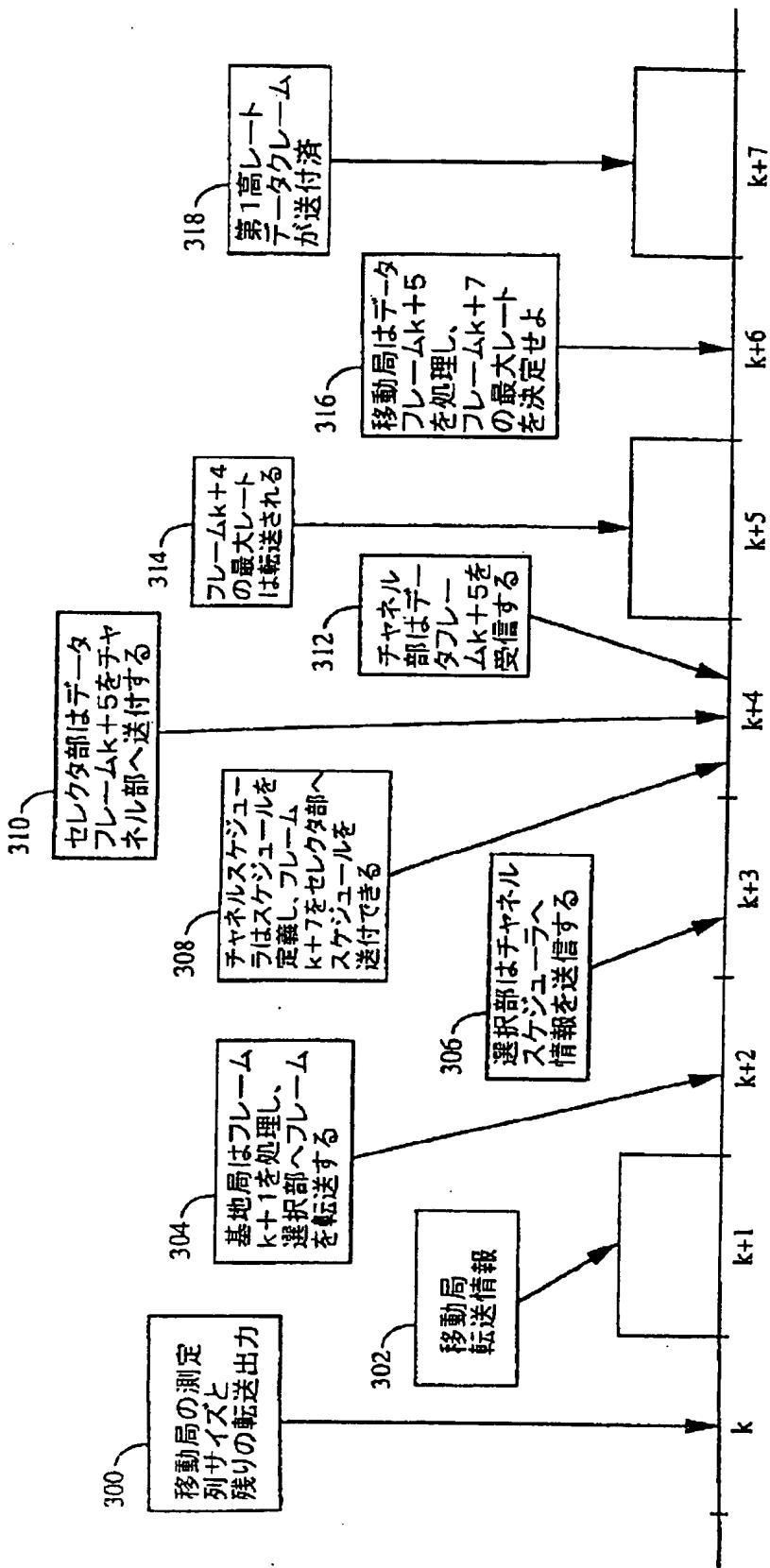


FIG. 10

【図11】

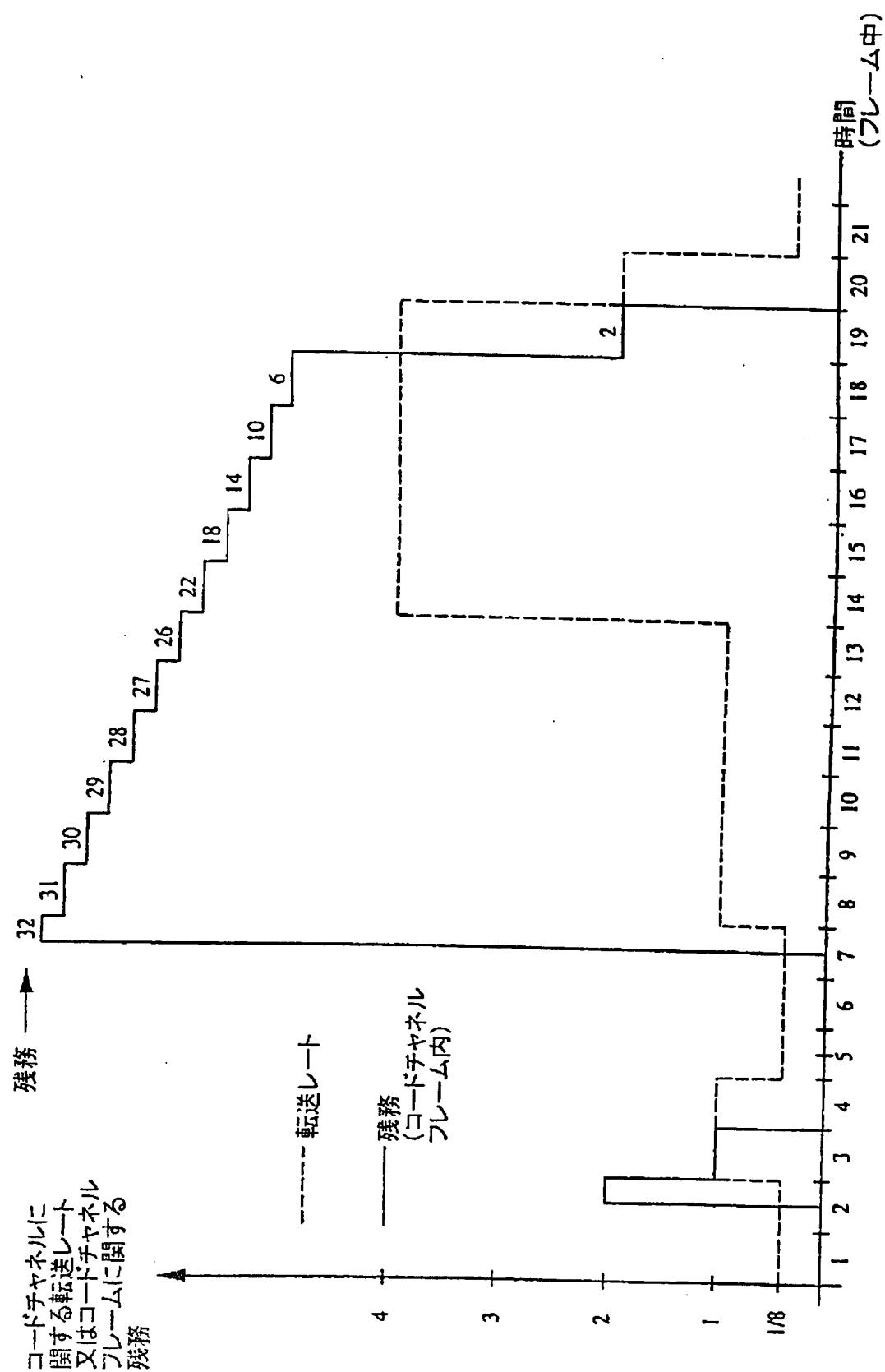


FIG. 11

【国際調査報告】

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International Application No.
PCT/US 98/07302

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
IPC 6 H0407/22 H0407/38 H04B7/26

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
IPC 6 H040 H04B

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practical, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim no.
X	WO 96 37081 A (ROKE MANOR RESEARCH ;DAVIS SIMON PAUL (GB)) 21 November 1996 see page 2, line 16 - page 8, line 3	1-4,9, 14,15
X	WO 95 07578 A (QUALCOMM INC) 16 March 1995 see page 7, line 33 - page 9, line 30 see page 10, line 28 - page 14, line 2; claims	1-4,9, 14,15
X	WO 96 10305 A (NOKIA TELECOMMUNICATIONS OY ;JOKINEN HARRI (FI); POSTI HARRI (FI);) 4 April 1996 see page 3, line 16 - page 5, line 10; claims ---	1-4,9, 14,15

Further documents are listed in the continuation of box C.

Patent family members are listed in annex.

* Special categories of cited documents :

- "A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
- "E" earlier document but published on or after the international filing date
- "L" document which may throw doubt on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
- "O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
- "P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed

"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention

"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone

"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art.

"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search

Date of mailing of the international search report

16 October 1998

22/10/1998

Name and mailing address of the ISA
European Patent Office, P.B. 5018 Patentzaan 2
NL - 2280 HV Rijswijk
Tel: (+31-70) 340-2040, Tx. 31 051 epo nl.
Fax: (+31-70) 340-2016

Authorized officer

Janyszek, J-M

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Internal	Application No
	PCT/US 98/07302

C.(Continuation) DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT		
Category	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	EP 0 719 062 A (AT & T CORP) 26 June 1996 see the whole document	1-3, 14, 15
A	WO 95 24102 A (NOKIA TELECOMMUNICATIONS OY ;JOLMA PETRI (FI); SAVUSALO JARI (FI);) 8 September 1995 see claims	1, 14, 15
P, X	EP 0 782 364 A (LSI LOGIC CORP) 2 July 1997 see the whole document	1-5, 9, 14, 15

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

Information on patent family members

Internal Application No
PCT/US 98/07302

Patent document cited in search report		Publication date	Patent family member(s)		Publication date
WO 9637081	A	21-11-1996	CN	1157083 A	13-08-1997
			EP	0771510 A	07-05-1997
			JP	10503357 T	24-03-1998
WO 9507578	A	16-03-1995	AU	679261 B	26-06-1997
			AU	7683894 A	27-03-1995
			BR	9407458 A	12-11-1996
			CA	2171008 A	16-03-1995
			CN	1130964 A	11-09-1996
			EP	0717891 A	26-06-1996
			FI	961113 A	26-04-1996
			JP	9504914 T	13-05-1997
			ZA	9406674 A	02-05-1995
WO 9610305	A	04-04-1996	FI	96558 B	29-03-1996
			AU	696802 B	17-09-1998
			AU	3524095 A	19-04-1996
			CA	2200307 A	04-04-1996
			EP	0783811 A	16-07-1997
			FI	971270 A	26-03-1997
			JP	10509566 T	14-09-1998
EP 0719062	A	26-06-1996	US	5592470 A	07-01-1997
			JP	8280058 A	22-10-1996
WO 9524102	A	08-09-1995	FI	940929 A	26-08-1995
			AU	686744 B	12-02-1998
			AU	1709395 A	18-09-1995
			CN	1141712 A	29-01-1997
			EP	0746951 A	11-12-1996
			JP	9509801 T	30-09-1997
			NO	963537 A	23-08-1996
EP 0782364	A	02-07-1997	JP	9219890 A	19-08-1997

フロントページの続き

(81) 指定国 EP(AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OA(BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, ML, MR, NE, SN, TD, TG), AP(GH, GM, KE, LS, MW, SD, SZ, UG, ZW), EA(AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CU, CZ, DE, DK, E, ES, FI, GB, GE, GH, GM, GW, HU, ID, IL, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MD, MG, MK, MN, MW, MX, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TR, TT, UA, UG, UZ, VN, YU, ZW

(72) 発明者 チェン、タオ

アメリカ合衆国、カリフォルニア州
92129-3309、サン・ディエゴ、ラ・カル
テラ・ストリート 8826

(72) 発明者 ジョウ、ユウーチェン

アメリカ合衆国、カリフォルニア州
92129、サン・ディエゴ、リバーヘッド
ドライブ 9979

(72) 発明者 リン、ユウーチャン

カナダ国、ブイ6ピー・2ジー7、ブリティッシュ・コロンビア、バンクーバー、ダブリュ・シックスティーサード・アベニュー
-585

【要約の続き】

セット、システム制約のリスト、通信ネットワークのステータス上の集められた情報に適応して割り当てられる。データは、フレーム毎に配分され、スケジュールドユーザに割り当てられる最大スケジュールド転送レートにて、リバースリンク上で転送される。